

This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problem Mailbox.**

THIS PAGE BLANK (USPTO)



PCT

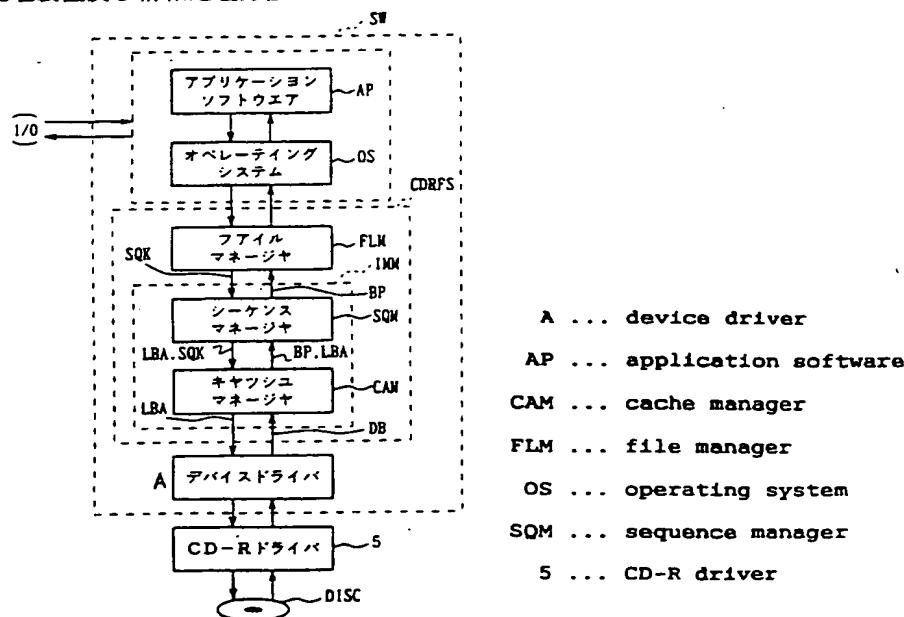
特許協力条約に基づいて公開された国際出願

BP 22021 ①

(51) 国際特許分類6 G06F 3/08	A1	(11) 国際公開番号 WO97/17652
		(43) 国際公開日 1997年5月15日(15.05.97)
(21) 国際出願番号 PCT/JP96/03194		(81) 指定国 CZ, JP, RU, US.
(22) 国際出願日 1996年10月31日(31.10.96)		添付公開書類 国際調査報告書
(30) 優先権データ 特願平7/317417 1995年11月10日(10.11.95) JP		
(71) 出願人 (米国を除くすべての指定国について) ソニー株式会社(SONY CORPORATION)[JP/JP] 〒141 東京都品川区北品川6丁目7番35号 Tokyo, (JP)		
(72) 発明者: および		
(75) 発明者/出願人 (米国についてのみ) 猪口達也(TOKUCHI, Tatsuya)[JP/JP] 宇田川治(UDAGAWA, Osamu)[JP/JP] 金子康芳(KANEKO, Yasuyoshi)[JP/JP] 〒141 東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内 Tokyo, (JP)		
(74) 代理人 弁理士 田辺恵基(TANABE, Shigemoto) 〒150 東京都渋谷区神宮前1丁目11番11-508号 グリーンファンタジアビル5階 Tokyo, (JP)		

(54) Title: INFORMATION PROCESSING APPARATUS AND METHOD

(54) 発明の名称 情報処理装置及び情報処理方法



(57) Abstract

An information processing apparatus and method which are capable of using a worm recording medium as if it were a rewrite type recording medium. A physical recording position on a recording medium is controlled with the recording position corresponding to a logical address in a virtual address space, whereby an address control mechanism which does not change a logical address in the same block even when the physical recording position is changed can be attained. Thus, a write-once type recording medium can be handled as a rewritable recording medium. The data which are being prepared or updated in memory can be recorded reliably on a recording medium by monitoring the utilizable residual capacity of the recording medium.

(57) 要約

追記型記録媒体をあたかも書換え型記録媒体のように用いることができる情報処理装置及び情報処理方法。

記録媒体上の物理的記録位置を仮想アドレス空間上において論理アドレスと対応させて管理することにより、物理的記録位置が変更されても同一プロツクの論理アドレスを変更させることのないアドレス管理機構を実現できる。かくしてライトワニス型の記録媒体をあたかも書き換え可能な記録媒体として扱うことができる。

また記録媒体上の利用可能残容量を監視することにより、メモリ内で作成又は更新中のデータを確実に記録媒体上に記録することができる。

情報としての用途のみ

PCTに基づいて公開される国際出願をパンフレット第一頁にPCT加盟国を同定するために使用されるコード

AL	アルバニア	EE	エストニア	LR	リベリア	RU	ロシア連邦
AM	アルメニア	ES	スペイン	LS	レソト	SDE	スエーデン
AT	オーストリア	FIR	フィンランド	LT	リトアニア	SE	スウェーデン
AU	オーストラリア	FR	フランス	LU	ルクセンブルグ	SG	シンガポール
AZ	アゼルバイジャン	GAA	ガボン	LV	ラトヴィア	SIK	スロヴェニア共和国
BB	バルバドス	GBB	イギリス	MC	モナコ	SNZ	セネガル
BE	ベルギー	GEE	グルジア	MD	モルドバ	SZD	スウェーデン
BF	ブルガリア・ファソ	GH	ガーナ	MG	マダガスカル	TG	チャード
BG	ブルガリア	GHN	ギニア	MK	マケドニア旧ユーゴスラ	TJ	タジキスタン
BJ	ベナン	GRI	ギリシャ	VIA	ヴィア共和国	TM	トルコメニスタン
BR	ブラジル	HU	ハンガリー	ML	マリ	TR	トルコ・トバゴ
BY	ベラルーシ	IIE	アイルランド	MN	モンゴル	TTA	トリニダード・トバゴ
CA	カナダ	IIS	イスラム	MR	モーリタニア	UGS	ウガンダ
CF	中央アフリカ共和国	IT	イタリー	MW	マラウイ	UUS	米国
CG	コンゴー	JPE	日本	MX	メキシコ	VBN	ウズベキスタン共和国
CH	イスス	KEG	ケニア	NE	ニジェール	YU	ヴィエトナム
CI	コート・ジボアール	KGP	キルギスタン	NL	オランダ		ヨーロッパ
CM	カメルーン	KP	朝鮮民主主義人民共和国	NO	ノルウェー		
CN	中国	KR	大韓民国	NZ	ニュージーランド		
CZ	チェコ共和国	KZ	カザフスタン	PPL	ポーランド		
DE	ドイツ	LIC	リヒテンシュタイン	PPT	ポルトガル		
DK	デンマーク	LK	スリランカ	RO	ルーマニア		

明細書

発明の名称

情報処理装置及び情報処理方法

技術分野

本発明は、情報処理装置及び情報処理方法に関し、例えば追記（ライトワニス）型のディスク状記録媒体に情報を記録するようになされた情報処理装置及び情報処理方法に関する。

背景技術

従来、大容量のデータ記録媒体としてCD-ROM(Compact Disc-Read Only Memory)と呼ばれる読み出し専用のものがある。このCD-ROMに記録層を形成することによって1回だけ書き込みを可能とした追記型のディスク状記録媒体（以下これをCD-R(Compact Disc-Recordable)がある。

このCD-Rは従来のCD-ROMドライブを用いて再生し得ることから、例えばハードディスクに全てのデータを記録して用意しておき、この全てのデータをCD-Rに書き込むことによって、当該書き込みの完了したCD-RをCD(Compact Disc)として用いるようになされている。

ところで、かかる構成のCD-Rは1回だけ書き込み可能であることから、一度書き込んだ領域のデータを同一領域に書き換えることが困難であり、この結果当該CD-Rをいわゆるフロッピイディスクのような書き換え可能な記録媒体として用いることが困難であった。

また追記型のCD-Rディスクで記録データの更新を行う場合、一旦書き込まれた領域を書き直すことが困難であることから、この場合新たな領域に更新されたデータを書き直す作業が必要となる。このような追記型記録媒体の特徴により、当該追記型のCD-Rディスクを用いてデータの更新を行おうとする場合、当該CD-Rデ

イスクの利用可能な残容量が更新操作に応じて減っていくことになり、利用可能容量に余裕がなくなると、メモリ上で更新処理中のデータの書き込みを行うことが困難になる問題があつた。

本発明は以上の点を考慮してなされたもので、追記型媒体をあたかも書換え型記録媒体のように用いることができると共に、追記型媒体の利用可能残容量を監視し得るようになされた情報処理装置及び情報処理方法を提案しようとするものである。

発明の開示

本発明は、媒体上に記録される物理位置を論理位置と対応させるとともに、物理位置及び上記論理位置の対応表を生成し、物理位置が変更されたとき論理位置と変更後の物理位置との対応関係をメモリ上で管理する管理手段と、メモリ内のファイルデータ及び対応表の要素データを書き込みデータとして媒体に記録する記録手段と、媒体の書き込み可能残容量を算出する算出手段と、書き込み可能残容量とメモリ内の書き込みデータ量とを比較する比較手段と、比較手段の比較結果が書き込み量の超過を示すとき、当該超過が検出された結果を超過検出結果として出力する出力手段とを備える。

また本発明は、上記記録手段において、超過検出結果が出力されたとき、直ちにメモリ内の書き込みデータを媒体上に記録する。

また本発明は、上記情報処理装置において、超過検出結果が出力されたとき、所定の表示手段に警告表示する警告手段を備える。

また本発明は、媒体上に記録される物理位置を論理位置と対応させるとともに、物理位置及び論理位置の対応表を生成し、物理位置が変更されたとき論理位置と変更後の物理位置との対応関係をメモリ上で管理する工程と、メモリ内のファイルデータ及び対応表の要素データを書き込みデータとして媒体に記録する工程と、媒体の書き込み可能残容量を算出する工程と、書き込み可能残容量とメモリ内の書き込みデータ量とを比較する工程と、比較手段の比較結果が書き込み量の超過を示す

とき、当該超過が検出された結果を超過検出結果として出力する工程とを備える。

本発明によれば、媒体上の物理的記録位置をメモリ内の仮想アドレス空間上において論理アドレスと対応させて管理することにより、物理的記録位置が変更されても同一ブロックの論理アドレスを変更させることのないアドレス管理機構を実現できる。かくしてライトワーンス型の記録媒体をあたかも書き換え可能な記録媒体として扱うことができる。

また追記型でなる媒体の利用可能残容量を監視することにより、メモリ内で作成又は更新中のデータを確実に記録媒体上に記録することができる。

図面の簡単な説明

図1は、本発明によるCD-Rディスク装置を全体構成を示すプロツク図である。

図2は、本発明によるCDRFSの構成を示すプロツク図である。

図3は、シーケンスマネージャSQMによる複数の仮想アドレス空間の管理の説明に供する略線図である。

図4は、B*木(B Star-tree)による管理構造の説明に供する略線図である。

図5は、B*木(B Star-tree)による管理構造の説明に供する略線図である。

図6は、エクステントによる対応表を示す略線図である。

図7は、ノードテーブルを示す略線図である。

図8は、プロツク数の最大数の説明に供する略線図である。

図9(A)及び図9(B)は、データプロツクの更新の説明に供する略線図である。

図10は、フラッシュ動作の説明に供するフローチャートである。

図11(A)乃至図11(D)は、CD-Rディスクの論理構造を示す略線図である。

図12は、PVDの構造を示す略線図である。

図13は、スーパー ブロックの構造を示す略線図である。

図14は、スーパー ブロックリストエントリの構造を示す略線図である。

図15は、タグエントリの構造を示す略線図である。

図16は、ノードテーブルの構造を示す略線図である。

図17は、B*木 (B Star-tree) インデックスノードの構造を示す略線図である。

図18は、インデックスレコードの構造を示す略線図である。

図19は、シーケンスB*木 (B Star-tree) リーフノードの構造を示す略線図である。

図20は、エクステントレコードの構造を示す略線図である。

図21は、デイレクトリB*木 (B Star-tree) リーフノードの構造を示す略線図である。

図22は、デイレクトリレコードエリアの構造を示す略線図である。

図23は、デイレクトリレコードの構造を示す略線図である。

図24は、デイレクトリレコードキーの構造を示す略線図である。

図25は、タイプの種類の説明に供する略線図である。

図26は、ファイルディレクトリレコードの構造を示す略線図である。

図27は、デイレクトリディレクトリレコードの構造を示す略線図である。

図28は、リンクディレクトリレコードの構造を示す略線図である。

図29は、フラッシュオール動作を示すフローチャートである。

図30(A)乃至図30(C)は、書き直しの動作の説明に供する略線図である。

図31はメディアの記録可能残量を監視する処理手順を示すフローチャートである。

図32は、仮想アドレス空間を各ファイルに対応させずに処理する場合の説明に供する略線図である。

発明を実施するための最良の形態

図1において、1は全体としてCD-Rディスク装置を示し、CD-RディスクD I S Cに対して書き込むデータ又はCD-RディスクD I S Cから読み出されたデータを処理する情報処理装置部4、ユーザに対して情報処理装置部4の処理データ、処理状態等を提供する陰極線管又は液晶表示装置等でなる表示装置2、情報処理装置部4に対してデータを入力するキーボード等でなる入力装置3及び、CD-RディスクD I S Cに対してデータを書き込み又は読み出すCD-Rドライブ装置5を有する。

情報処理装置部4は、システム全体の動作を制御するC P U(Central Processing Unit)6、種々の情報や各種プログラムが一時記憶されるR A M(Random Access Memory)7、C P U6が動作する際に必要な基本的なプログラムが格納さらられているR O M(Read Only Memory)8、表示装置2に情報を出力するための入出力回路(I/O)9、入力装置3からの情報を取り込むための入出力回路(I/O)10、各種プログラムが格納されたハードディスクをアクセスするためのハードディスクドライブ(H D D)11、当該ハードディスクドライブ11をアクセスするためのインタフェイス回路(I/F)12、CD-Rドライブ5をアクセスするためのインターフェイス回路(I/F)13をそれぞれ有する。なお、R A M7は単なるメモリ機能の他に、キヤツシユバツフアの機能を含むものである。

かかる構成の情報処理装置部4において、C P U6がR O M8に記憶されているプログラムに基づいてハードディスク11からインタフェイス(I/F)12を介してCD-R用のファイルシステム(CDRFS:Compact Disc Recordable File System)のプログラムを読み出し、これをR A M7に格納する。そしてC P U6はその読み出したCDRFSを起動することによってシステムを立ち上げる。

立ち上がったCD-Rディスク装置1において、データをCD-RディスクD I S Cに記録する場合、C P U6はCDRFSの管理の元にユーザが作成したデータを所定のフォーマットでプロツク化し、そのデータをインターフェイス回路13を介してCD

-R ドライブ 5 に送出するとともに、CD-R ドライブ 5 に対して書き込み指示を与える。これを受けた CD-R ドライブ 5 は受け取ったデータをパケットと呼ばれる書き込みのデータ単位で順次 CD-R ディスク D I S C に記録する。

また CD-R ディスク D I S C に記録されたデータを読み出す場合、情報処理装置部 4 の C P U 6 は、インターフェイス回路 13 を介して CD-R ドライブ 5 に読み出し指示を与える。これを受けた CD-R ドライブ 5 は CD-R ディスク D I S C をアクセスしてパケット記録されているデータを読み出し、インターフェイス回路 13 を介して R A M 7 に送出する。

図 2 は CD-R 装置 1 において CD-R ディスク D I S C をあたかも 書換え可能な記録媒体であるかのようにユーザに対して見せかけるソフトウェア S W の全体構成を示し、I/O を介して入力されるユーザからの命令はアプリケーションソフトウェア A P 及びオペレーティングシステム O S において解釈され、CD-R 用のファイルシステム CDRFS のファイルマネージャ F L M に渡される。

ファイルシステム CDRFS は、上層部分を構成するファルイマネージャ F L M と下層部分を構成する仮想デバイスマネージャ I MM とによって構成され、ファイルマネージャ F L M はディレクトリ及びファイルの管理を行う。従つてオペレーティングシステム O S からファイルマネージャ F L M に対して例えばファイルの上書き命令が渡されると、ファイルマネージャ F L M は当該命令によって指定されたファイル名に基づいて仮想デバイスマネージャ I MM に形成された対応する仮想アドレス空間を指定する。

ここで仮想デバイスマネージャ I MM は、図 3 に示すようにファイルマネージャ F L M に対して複数の仮想アドレス空間 C V x (C V 1, C V 2, C V 3, ...) を提供するものであり、各仮想アドレス空間 C V x はそれぞれ単数又は複数のデータブロックからなるデータブロック列によって構成される。このデータブロック列はシーケンスと呼ばれ、ファイルマネージャ F L M が管理する各ファイルに対応する。従つてファイルマネージャ F L M は、仮想デバイスマネージャ I MM に対してシーケンス番号を指定することにより目的とするファイルの仮想ア

ドレス空間 C V x を指定する。このときファイルマネージャ F L M はシーケンスキー S Q K (図 2) と呼ばれる 64 ビットの論理アドレスによって各仮想アドレス空間 C V x をブロック単位で指定することができる。

すなわち仮想デバイスマネージャ I MM は、シーケンスキーキー S Q K によって各仮想アドレス空間 C V x をブロック単位で管理されており、シーケンスキーキー S Q K の上位 32 ビットは仮想アドレス空間 C V x 固有のシーケンス番号が割り当てられ、下位 32 ビットは、上位 32 ビットで指定されたシーケンス (仮想アドレス空間) 内のブロック B L K (図 3) を指定するシーケンスブロック番号である。従つて当該シーケンスブロック番号によって管理し得るブロック数 (すなわち各仮想アドレス空間 C V x が持つことのできるブロック数) は、1 つの仮想アドレス空間 (1 つのシーケンス) につき 2^{32} ブロックである。各ブロック B L K は CD-R ディスクフォーマットに合わせて 2048 バイトであり、これにより仮想デバイスマネージャ I MM は 1 つのシーケンス (すなわち 1 ファイル) として 8 テラバイトを上限とする大きさのものを管理できる。

このように、仮想デバイスマネージャ I MM は、各仮想アドレス空間 C V x をファイルに対応させて設けることにより、各仮想アドレス空間 C V x がファイルそのものとなる。従つて仮想デバイスマネージャ I MM はファイルが指定されると、当該ファイルの位置を論理アドレスに変換して探索するといった煩雑な手順を実行することなく直ちにファイルへのアクセスを実行できる。

かくしてファイルマネージャ F L M から 64 ビットのシーケンスキーキー S Q K で表されるファイルに直接対応した論理アドレスが仮想デバイスマネージャ I MM に渡されると、当該仮想デバイスマネージャ I MM のシーケンスマネージャ S Q M (図 2) は、B * 木 (B Star-tree) と呼ばれる多分木 (Multiway tree) による探索手法を用いてシーケンスキーキー S Q K で表される論理アドレスと CD-R ディスク上の物理アドレスとを対応させる。

すなわちシーケンスマネージャ S Q M の B * 木 (B Star-tree) は、図 4 に示すようにツリー構造を有し、中間ノード (分岐) としてのインデックスノード D

と、論理アドレス及び物理アドレスの対応を示すエクステント（EXTx）を有するリーフノードE、F、Gとによって構成される。

各リーフノードE、F及びGは、シーケンスキーSQKによって表される論理アドレスと物理アドレスLBAとの関係を表すエクステントEXTxをそれぞれ単数又は複数個だけシーケンスキーSQKの昇順に格納している。すなわちエクステントEXTxは、CD-Rディスク上の物理位置に連続して並ぶプロツクのうち、シーケンスキーSQKが昇順に連続するプロツク列を1つの単位として管理（表現）するものであり、当該エクステントEXTxは、当該エクステントEXTxによって管理される連続した物理プロツクの先頭プロツクのシーケンスキーSQKと当該シーケンスキーSQKに対応する物理アドレスLBAとレンジス（Length）とからなる。レンジス（Length）はそのレンジスが含まれるエクステントの物理アドレスLBAを先頭にして当該エクステントEXTxによって表現される連続した物理プロツク数を表す。従つて例えば、エクステントEXTxが（0, 0 56 5）で表される場合、0,0というシーケンスキーSQK（論理アドレス）に対応するCD-Rディスク上の物理アドレスLBAが56であり、当該エクステントによって表されるデータがCD-Rディスク上において物理アドレスLBA（=56）を先頭にして5プロツク連続していることを表している。

この1つのエクステントEXTxに管理される5つのデータプロツクは、CD-Rディスク上において連続した物理領域に書かれることから、連続した物理アドレスLBAに同一ファイル（シーケンス）のデータを記録することにより、論理アドレスと物理アドレスLBAとのアドレス変換表の要素となるエクステントEXTxの数が増大することを回避し得る。実際に、同一ファイルのデータは連続して処理される確率が高い点に着目すると、CD-Rディスク上の物理位置に連続したシーケンスキーSQKのプロツクが連続して書かれることになり、このようなデータをエクステントEXTxによって管理することにより、シーケンスマネージャSQMの管理構造を構成する要素であるエクステントEXTxそのものの数を減らすことができる。例えば、エクステントEXTxが（0,0 56 5）である場

合、当該エクステントEXTxによって表されるディスク上の物理位置に同じシーケンス番号（ファイル）のデータ（例えば2ブロック）が続くように追記される場合には、エクステントEXTxが(0,0 56 7)となって当該管理データとしてのエクステントEXTxは増加しない。

図4において、B*木(B Star-tree)の中間ノードを構成するインデックスノードDには、その枝を構成する各リーフノードE、F及びGの各先頭のエクステント情報EXTxのシーケンスキーSQK(key1、key2、key3、……)が対応するリーフノードE、F又はGのノード番号と共に格納され、当該シーケンスキーサイズSQK(key1、key2、key3、……)が指定されると、ノード番号によって対応付けられたリーフノードE、F又はGがノードテーブル(図5)の参照によってCD-Rディスク上の物理アドレスLBAから読み出される。

従つてシーケンスマネージャSQMは、シーケンスキーサイズSQKが指定されると、インデックスノードDから当該シーケンスキーサイズSQKが含まれる範囲の先頭キー(シーケンスキーサイズSQK)を探索する。例えば目的とするシーケンスキーサイズSQKがインデックスノードDに格納されている第1のシーケンスキーキーkey1と第2のシーケンスキーキーkey2との間の値であるとすると、シーケンスマネージャSQMは、第1のシーケンスキーサイズSQK key1を有するエクステントEXT11を先頭に有するリーフノードEを選択し、このリーフノードE内を順次探索していく。このように各リーフノードE、F及びG内の複数のエクステントEXTxが、そのシーケンス番号の昇順に並んでいることにより、B*木(B Star-tree)の手法を用いて容易に所望のシーケンスキーサイズSQKで指定されたデータ列の物理アドレスLBAを探索することができる。

因みに図5は実際のB*木(B Star-tree)による探索方法を示し、CD-Rディスク上に記録されているスーパー ブロック(Super Block(SVDとも呼ぶ))A、ノードテーブル(Node Table)B、インデックスノード(Index node)D、リーフノード(Leaf node)E、F、Gから目的とするCD-Rディスク上の物理アドレスLBA(H、I、J、……)を探索する。すなわちシーケンスマネージャSQM

は、スーパーブロックに記録されているノードテーブルBの物理アドレスLBAに基づいてCD-Rディスク上のノードテーブルBを参照すると共に、スーパーブロックに記録されているルートノード番号によって指定されるノードテーブルBのノード番号からインデックスノードDの物理アドレスLBAを割り出す。これによりシーケンスマネージャSQMは、CD-Rディスク上のインデックスノードDを参照することができ、図4について上述したように、このインデクスノードDにおいて所望のシーケンスキーソリューションSQKに対応するノード番号を読み出し、当該ノード番号に対応するリーフノードE、F又はGの物理アドレスLBAをノードテーブルBにおいて読み出す。これにより、CD-Rディスク上から目的とするリーフノードE、F又はGを読み出すことができ、当該リーフノードE、F又はGを参照することによって、このとき指定されているシーケンスキーソリューションSQKに対応するエクステントEXTxを読み出すことができる。このエクステントEXTxによつて目的とするデータブロック列のCD-Rディスク上の位置(H、I、J、……)が求まる。

因みに図6はシーケンス番号と物理アドレスLBAとの対応関係の一例を示し、これら4つの対応関係は、シーケンス番号(123456781h)、LBA(1000h)、レンジス(5)で表される1つのエクステントEXTxによって表現することができる。B*木(B Star-tree)を構成する各管理データもCD-Rディスク上に記録されることにより、内容の更新に伴う書き換えの必要が生じる。従つてB*木(B Star-tree)を構成するデータブロックについても論理アドレスと物理アドレスLBAとの対応表と、その管理機構が設けられる。CDRFSにおいてはB*木(B Star-tree)を構成するブロックに対して図5について上述したようなノード番号(Node Number)と呼ばれる32ビットの論理アドレスを付け、当該論理アドレスと物理アドレスLBAとの対応表を論理アドレスを添字にした配列テーブルとして管理している。

図7はノードテーブルの一例を示し、このノードテーブルからノード番号「0」のB*木(B Star-tree)ブロックは物理アドレスLBAが「30」の位置に

記録されていることが分かる。ノードテーブル配列テーブル以外に2つのデータが付随している。すなわち「Number of entry」は配列の要素数を示し、「free」は配列内での未使用要素リストの先頭を示す。未使用要素リストとは、配列内で使われていない要素の管理機構であり、配列要素の再利用を簡単にすることができる。未使用要素の中身にはプロツクアドレスの代わりに次の未使用要素の添字が入っている。最後の未使用要素の中身には配列の要素数「Number of entry」が入っている。この例ではtable2が未使用要素リストの先頭で、以下table4、table1となる。

ノードテーブルはCD-Rディスク上の連続領域に記録することによって当該ノードテーブルを管理する機構を省略し得るようになされている。B*木(B Star-tree)に変更が生じて当該B*木(B Star-tree)を構成するプロツクを書き換えた場合には、更新したノードテーブルをCD-Rディスクに書き込む。例えば1ギガバイトのデータを管理する際に必要なB*木(B Star-tree)のプロツク数の最大値は、各エクステントEXTxが1プロツクを参照し、各ノードが半分しか使用されていないときを考えると良いので、図8に示すように、8095プロツクになる。B*木(B Star-tree)を構成するプロツク1つにつき、論理アドレスを添字にした配列テーブルに4バイト必要であることから、テーブルの大きさとしては、次式、

$$\begin{aligned} & 8095 \text{ block} \times 4 \text{ byte} + 2 \times 4 \text{ byte} \\ & = 32388 \text{ byte} = 15.8 \text{ block} \approx 16 \text{ block} \quad \dots \dots (1) \end{aligned}$$

に示すように、16プロツクとなり、1ギガ空間を管理する場合でもB*木(B Star-tree)の管理テーブルとして必要な連続領域は最大で16プロツクであることが分かる。CDRFSでは、CD-Rディスク上に記録する記録単位として32プロツクからなるパケットを用いており、最大16プロツクのノードテーブルは1パケット内に収められる。従つてCDRFSでは、後述するフラッシュ動作時において

CD-Rディスクに書き込む最後のパケットにその他の管理情報とともにこのノードテーブルを格納する。

このようにしてCDRFSにおいては、データブロックの論理、物理アドレス管理機構はB*木（B Star-tree）とノードテーブルとによる二重構造となる。このような二重構造にする理由は、ノードテーブルのように単純な配列テーブルによる論理、物理アドレス管理機構だけを用いると、表示に大きな連続領域が必要になる点にある。例えば上述の例と同様に1ギガ空間を管理する場合を考えると、次式、

$$1 \times 2^{20} \text{kbyte} / 2 \text{kbyte} \times 4 / 2048 \text{kbyte} = 1024 \text{block} \quad \dots \dots (2)$$

に示すように1024ブロックもの連続領域が必要となる。またB*木（B Star-tree）のみで管理しようとすると、B*木（B Star-tree）のノードを物理アドレスLBAによって参照することになり、B*木（B Star-tree）のノードの更新の度に参照の書き換えが他のB*木（B Star-tree）のノードに波及することになる。従つてCDRFSでは、論理、物理アドレス管理機構としてB*木（B Star-tree）とノードテーブルの二重構造としている。

かくしてシーケンスマネージャSQMにおいて、図4及び図5について上述した探索手法（B*木（B Star-tree））によって論理アドレスであるシーケンスキーSQKからそのシーケンスが記録されている物理アドレスLBAが求められると、当該物理アドレスLBAはそのシーケンスキーSQKとともに図2に示すキヤツシヤマネージャCAMに渡される。

キヤツシヤマネージャCAMは、指定された物理アドレスLBAに対応したデータブロックのCD-Rディスクからの読み出し及び書き込みをキヤツシユブロックと呼ばれるキヤツシユバッファを介して行う。すなわちデータを書き換えるために指定された物理アドレスLBA及びそのシーケンスキーSQKが渡されると、キヤツシユマネージャCAMは当該指定された物理アドレスLBAで示されるデー

タプロツクがすでにキヤツシユバツフア内に存在するか否かを判断する。ここで否定結果が得られると、キヤツシユマネージヤCAMは当該データプロツクをCD-Rディスクから読み出してキヤツシユバツフア内のプロツク（キヤツシユプロツク）に格納し、当該格納されたデータプロツクに仮の物理アドレス（Temporary LBA）を割り振る。この仮の物理アドレス（Temporary LBA）は、CD-Rディスク上に書き込み位置が確定していないキヤツシユ内のデータプロツクに割り当てられるものである。このように実際に書き込みが完了するまでキヤツシユマネージヤCAMによって仮の物理アドレス（Temporary LBA）でアドレス管理することにより、シーケンスマネージヤSQMは物理アドレスLBAの位置が実であるか又は仮であるかを意識することなくデータプロツクにアクセスすることができる。

またこのときキヤツシユマネージヤCAMは、当該データプロツクに対するシーケンスキーSQK（シーケンスマネージヤSQMから渡されたもの）をキヤツシユバツフア管理表に記憶して、当該プロツクデータが格納されたキヤツシユプロツクに対するデータポインタと仮の物理アドレスTemporary LBAとをシーケンスマネージヤSQMに返す。シーケンスマネージヤSQMは当該仮の物理アドレスTemporary LBAとシーケンスキーSQKとの対応関係をB*木（B Star-tree）に登録しておく。

これと同時に、キヤツシユマネージヤCAMから返されたキヤツシユプロツクのデータポインタはシーケンスマネージヤSQMからさらにファイルマネージヤFLMに返され、ここでユーザの指定したデータの更新が行われる。このようにして書き換えられたプロツクはキヤツシユマネージヤCAMに渡され、高速メモリで構成されたライトキヤツシユプロツク（Write Cache Block）においてダーティプロツクと呼ばれる更新済プロツクとして管理される。このときダーティプロツクはキヤツシユバツフア内においてのみ更新又は作成された状態であり、未だCD-Rディスクに記録されていない。従つてキヤツシユマネージヤCAMは当該ダーティプロツクが所定数（32プロツク）に達すると、これを1パケットとしてデバイスドライバを介してCD-RディスクDISCに書き込む。

このようにデータプロツクが1パケット分溜まるまでライトキヤツシユプロツク内に残すことにより、当該データがCD-Rディスク上に書き込まれる前に再び同一データプロツクに対する更新が実行された場合にキヤツシユバツファ内のデータの書き換えだけを行えば良く、CD-Rディスク上に対する更新（すなわち新たな物理アドレスLBAへの書き込み）を回避し得る。

以上の説明は、既にCD-Rディスク上に存在するデータプロツクを書き換えるための処理であるが、ファイルマネージャFLMは仮想デバイスマネージャIMM（図2）による仮想アドレス空間だけを見ながらデータの書き換えを行う。従つて記録メディアとしてライトワニス型のCD-Rディスクが用いられていても、ファイルマネージャFLMは、仮想アドレス空間においてデータの書き換えを、通常の書き換え可能型メディアに対する操作と同じように行うことができる。

これに対して、データプロツクを新たに生成する場合、シーケンスマネージャSQMはキヤツシユマネージャCAMに対して生成しようとするプロツクのシーケンスキーSQKを渡してプロツクの生成を要求する。キヤツシユマネージャCAMはキヤツシユ内にプロツクを割り当て、これに仮の物理アドレス（Temporary LBA）を割り振ってシーケンスマネージャSQMに返す。このときシーケンスマネージャSQMからキヤツシユマネージャCAMに渡されたシーケンスキーSQKはキヤツシユマネージャCAM内のキヤツシユバツファ管理表に記憶され、実際のCD-Rディスク上への書き込み動作時に用いられる。シーケンスマネージャSQMは生成しようとするプロツクのシーケンスキーSQKとキヤツシユマネージャCAMから返された物理アドレスLBAとの対応関係をB*木（B Star-tree）でなる管理構造に登録する。

またこれに対して、データプロツクの消去を行う場合、シーケンスマネージャSQMはB*木（B Star-tree）から指定したシーケンスキーSQKの物理アドレスLBAを求め、キヤツシユマネージャCAMに対して消去を指示する。キヤツシユマネージャCAMは指定された物理アドレスLBAのプロツクがキヤツシユバツファ内に存在しない場合はなにも処理を行わない。これに対して当該物理

アドレス L B A のプロツクがキヤツシユバツフア内に存在する場合、キヤツシユマネージヤ C A M は当該キヤツシユプロツク（すなわちキヤツシユマネージヤ C A M が管理しているキヤツシユバツフア内のプロツク）を無効にする。そして最後にシーケンスマネージヤ S Q M が B * 木 (B Star-tree) から削除対象のシーケンスキー S Q K のエントリを削除して消去を完了する。

ここでキヤツシユ内のライトキヤツシユプロツクのデータをCD-Rディスク上に書き込む動作をフラツシユと呼び、第1にシーケンスマネージヤ S Q M がファイルマネージヤ F L M からフラツシユ要求を受けたとき、又は第2にシーケンスマネージヤ S Q M がキヤツシユマネージヤ C A M から書き込み要求を受けたときに当該フラツシユ動作が実行される。

第1の場合は、アプリケーションからのフラツシユ要求やCD-Rディスクの挿入時、システムの終了時等であり CDRFS からみて外部的要因をきっかけとするものである。これに対して第2の場合は、CDRFS の内部的要因をきっかけとするものであり、キヤツシユ内の再利用可能なプロツクが CDRFS の動作を保証する上で必要となる最低数に満たない場合、又は CDRFS の信頼性を確保する上で CD-Rディスクへの書き込み動作が必要とされる場合である。

キヤツシユ内の再利用可能なプロツクが CDRFS の動作を保証する上で必要となる最低数に満たない場合とは、シーケンスマネージヤ S Q M の基本動作であるシーケンスプロツクの読み込み、生成、更新又は削除の動作を行うために十分な再利用可能プロツクがキヤツシユバツフア内に確保されていない場合である。従つて十分な再利用可能プロツクが確保されていない場合は、フラツシユ動作によつて当該再利用可能プロツクが確保される。因みに再利用可能プロツクとは、ライトキヤツシユプロツクのデータが CD-Rディスク上に書き込まれることによつて当該ライトキヤツシユプロツクが他のデータプロツクのために利用可能となつたもの（リードキヤツシユプロツクと呼ぶ）と、元々有効なデータが格納されていないキヤツシユプロツク（フリー キヤツシユプロツク：Free Cache Block と呼ぶ）の総称である。

ここでシーケンスマネージャSQMの動作に必要な再利用可能プロック数について説明する。すなわちシーケンスプロックを読む際には、対象となるデータプロックと、これらのプロックが存在する物理アドレスLBAを調べるためのB*木(B Star-tree)管理構造を格納するための再利用可能プロックがキヤツシユバツファ内に必要となる。このB*木(B Star-tree)プロックは検索時に2つ以上同時に参照されることはなく、これにより1つの再利用可能プロックがあれば良い。従ってシーケンスプロック読み出し処理に必要なキヤツシユバツファ内の再利用可能プロック数の最大値 RBC_{max} は、本来読み出そうとしたデータプロックの数をNとすると、次式、

$$RBC_{max} (N) = N + 1 \quad \dots\dots (3)$$

となる。

シーケンスプロックの生成、更新作業の際、CDRFSはキヤツシユバツファ内に未書き込みプロックを割り当てる。従って生成、更新対象となるプロックの数を満足させるために再利用可能プロックが必要となる。実際にはシーケンスマネージャSQMはB*木(B Star-tree)の更新を行うため、B*木(B Star-tree)のノードを格納するためのデータプロックの生成、更新が発生し、生成、更新の対象となるデータプロック数以上の再利用可能プロックがキヤツシユバツファ内に必要となることがある。また、削除作業の際にもB*木(B Star-tree)の更新に伴いデータプロックの生成が行われる可能性があり、この場合にも再利用可能プロックが必要となる。

またシーケンスプロックの生成の際には、エクステントEXTxが生成され、B*木(B Star-tree)に挿入される。このとき挿入先のリーフノードに余裕がないと、当該リーフノードの分割が起きて、新たなリーフノード用にデータプロックが1つ生成される。さらに、当該分割のために生成されたリーフノードをインデックスノードに挿入する際、挿入先のインデックスノードに余裕がないと、

当該インデックスノードを分割するために新たなデータブロックの生成が生じる。B*木 (B Star-tree) の深さが「3」の場合、1つのエクステントEXTxが管理するブロック数が1つであるような最も効率の低い状態を考えると、このとき管理し得るデータの総容量は、ルート以外の全てのノードが1/2だけ書き込まれている状態において、次式、

$$170 \times 170/2 \times 145/2 \times 2 = 2095250 \approx 2 \text{ [Gbyte]} \quad \dots\dots (4)$$

となる。従つて容量が700メガバイトに満たないCD-Rディスクにおいては、深さ「3」のB*木 (B Star-tree) のルートノードが分割されることなく、これによりB*木 (B Star-tree) に対して最初のエクステントEXTxが挿入されることに伴つて生成されるデータブロック数は多くとも2つとなる。

また分割直後のインデックスノードは、最大でも2/3までしか埋まっていないことから、当該インデックスノードを満杯にするためには最低でも新たに $170/3 = 56$ 個のインデックスの挿入が必要となる。また、隣合うインデックスノードが満杯でない場合には、分割の代わりに互いのインデックスの数を平均するための移動が行われる。従つてB*木 (B Star-tree) に対する最初のインデックスノードの挿入によってインデックスノードの分割が生じてから次の分割を生じるまでに必要なB*木 (B Star-tree) へのインデックスノードの挿入の最低回数は $170/3 \times 2 = 113$ となる。またリーフノードの場合も同様にして、最低 $145/3 \times 2 = 96$ 個のエクステントEXTxの挿入が次の分割を引き起こすために必要となる。かくしてシーケンスマネージャSQMに対する1回のブロック生成呼び出しで生成されるデータブロック数の最大値 CBC_{max} は、本来生成しようとするデータブロック数をNとして、次式、

$$CBC_{max}(N) = N + 2 + (N/96)/113 + (N/96) \quad \dots\dots (5)$$

となる。

これに対してデータブロックの更新の場合は、既に存在しているエクステント EXT_x を取り除く作業以外は生成の場合と同様である。すなわちエクステント EXT_x は連続した複数のプロックのシーケンスキー SQK と物理アドレス LB_A との対応関係を管理することにより、その一部が取り除かれた場合、結果としてエクステント EXT_x の数が 1 つ増加する場合がある。例えば図 9 (A) に示すようなエクステントが存在する場合、シーケンスキー「3」から「6」までのデータブロックを更新するために当該データブロックをエクステントから取り除くと、このエクステントは図 9 (B) に示すように、2つのエクステントに置き換わる。このように既に存在しているエクステントの一部を取り除く際に 1 つ余分にエクステントが発生する場合がある。これを考慮してシーケンスマネージャ SQM に対する 1 回のプロック更新呼び出しで生成されるデータブロック数の最大値 MBC_{max} は、本来更新しようとするデータブロック数を N として、次式、

$$MBC_{max} (N) = N + 2 + ((N + 1)/96)/113 + ((N + 1)/96) \dots \dots (6)$$

となる。

またデータブロックの削除では、エクステントの一部削除が発生したとき、リーフノードが分割する可能性がある。従ってシーケンスマネージャ SQM に対する 1 回のプロック削除呼び出しで生成されるデータブロック数の最大値 DBC_{max} は、削除しようとするデータブロック数に関わりなく、次式、

$$DBC_{max} = 2 \dots \dots (7)$$

となる。

また一度の操作で扱うデータの大きさが決まっていない場合は、(3) 式～(7) 式のような複雑な計算が必要でない場合もある。例えば「Windows95」(商

品名) の場合 「GetDiskInfo」 コールでファイルシステムからそのアロケーションユニット (Allocation Unit) を読み出すと、以降当該アロケーションユニット単位でファイルシステムにアクセスするようになる。従つてアロケーションユニットを例えば 32 ブロックにすれば、シーケンスマネージャ SQM が一度に操作しなくてはならないデータブロック数が 1 パケット以下となる。従つて次式、

$$DBC_{max} < CBC_{max} (32) = MBC_{max} (32) = 34 \text{ (block)} \quad \dots\dots (8)$$

となり、シーケンスマネージャ SQM の動作前に 34 個の再利用可能ブロックがキヤツシユバツファ内にあれば良い。

ライトキヤツシユブロックのデータを CD-R ディスク D I S C 上に書き込むフラッシュ (Flash) 動作を説明する。図 10 に示すようにシーケンスマネージャ SQM がキヤツシユマネージャ CAM に対してキヤツシユバツファ内のライトキヤツシユブロックを n パケット分集めるように要求する。この場合のパケット数 n はキヤツシユマネージャ CAM の設定に依存する。

キヤツシユマネージャ CAM は図 10 のステップ S P 1 において当該要求に応じ、ライトキヤツシユブロックの中から所定の優先度にしたがって CD-R ディスク D I S C 上に書き込むブロックのリストを作成する。この優先度は、該当するブロックへのアクセス頻度が少ないもの（最も過去にアクセスされたブロック）から順に優先させるいわゆる L R U (Least Recently Used) アルゴリズムを用いて決められており、当該優先度の高い順にキヤツシユアウト (CD-R ディスク上の書き込む) するブロックが決定される。ここでパケットに空きが生じた場合、キヤツシユマネージャ CAM はダミーブロックを当該空き領域に割り当てる。

キヤツシユマネージャ CAM は、このようにして選び出されたライトキヤツシユブロックに対して、ステップ S P 2 においてキヤツシユ管理表を参照して各ライトキヤツシユブロックに対応するシーケンスキー S Q K が昇順となるようにライトキヤツシユブロックのブロックリストを整列させ、続くステップ S P 3 にお

いて、当該プロツクリストの先頭から書込み開始物理アドレス LBA、書込み開始物理アドレス LBA + 1、のように各プロツクが書き込まれる CD-R ディスク DISC 上の予定物理アドレス（仮の実アドレス（Contact LBA）と呼ばれる）を割り振る。この予定物理アドレス（Contact LBA）は書込みが正常に終了したとき CD-R ディスク上に確定した実アドレス（Real LBA）となり、書込みが失敗したとき上述の仮の物理アドレス（Temporary LBA）となる。

かくしてステップ SP 3において、各ライトキヤツシユプロツクに対してそのシーケンスキー SQK の昇順に書込み位置（予定物理アドレス（Contact LBA））を割り当てることにより、CD-R ディスク上に連続領域に同一シーケンス（ファイル）のプロツクが並ぶ確率が高くなり、この結果 CD-R ディスク上から読み出す際に連続して読み出すことができることにより、読み出し性能を向上し得るとともに、同一シーケンス（ファイル）の物理的連続プロツクを 1 つのエクステント EXT x で管理する B * 木（B Star-tree）の要素数（エクステント EXT x の数）の増大を防止し得る。

かくしてステップ SP 3においてライトキヤツシユプロツクに予定物理アドレス（Contact LBA）が割り振られると、シーケンスマネージャ SQM はキヤツシユマネージャ CAM から当該割り当てられたシーケンスキー SQK 及び予定物理アドレス（Contact LBA）の対応表を受け取り、ステップ SP 4において B * 木（B Star-tree）の更新を行う。すなわち当該ステップ SP 4においてシーケンスマネージャ SQM は、予めデータ更新の際に仮の物理アドレス（Temporary LBA）が割り当てられて作成されたエクステント EXT x の当該仮の物理アドレス（Temporary LBA）を予定物理アドレス（Contact LBA：仮の実アドレス）に置き換える。予定物理アドレス（Contact LBA）はシーケンスキー SQK が昇順になるように割り振られていることにより、このような更新を複数行うといくつかのエクステント EXT x がまとめられて B * 木（B Star-tree）全体としてのエクステント EXT x の数が少なくなる。この結果当該 B * 木（B Star-tree）を構成するノード（リーフノード及び中間ノード）の一部が削除される場合がある。従つて

シーケンスマネージャSQMはステップSP5においてB*木(B Star-tree)を構成するプロツク数が減つたか否かを判断する。ここで肯定結果が得られると、このことは減つたプロツクに換えて上述のステップSP1においてLRU(Least Recently Used)アルゴリズムによって選択されなかつた優先度の低いライトキヤツシユプロツクを含めることができると表しており、このときシーケンスマネージャSQMは上述のステップSP1に戻つて再びライトキヤツシユプロツクの選択を繰り返す。

かくしてステップSP1～ステップSP5の処理を不要プロツクがなくなるまで繰り返すことにより、ステップSP5において否定結果を得る。これによりCD-Rディスクの記録領域の利用効率を向上することができる。

ステップSP5において否定結果が得られると、キヤツシユマネージャCAMはステップSP6に移つて、ライトキヤツシユバツフアに集められた複数のプロツクからなるパケットデータをデバイスドライバを介してCD-Rドライバ5に送出することにより、CD-RディスクDISCの新たな書き込み領域にパケット単位でこれを書き込む。

ここでCD-Rディスクへの書き込みエラーが発生したとき、続くステップSP7において肯定結果が得られ、このときシーケンスマネージャSQM及びキヤツシユマネージャCAMはステップSP8に移つてCD-Rディスクに対する物理的な修復を行う。すなわちCD-Rディスク装置においては、パケット単位でデータを書き込みことが規格で決められており、途中で書き込みエラーが発生して記録データが途切れたパケットに対しては、当該パケットを規格の長さまでダミーデータ(RF信号)で埋める作業が必要となる。

従つてシーケンスマネージャSQM及びキヤツシユマネージャCAMは不完全なパケットをダミーデータで修復し、当該パケットとして記録されるべきデータを次のパケット記録領域から再び記録し直す。このとき書き込まれるデータの物理アドレスLBAが変更されることにより、シーケンスマネージャSQM及びキヤツシユマネージャCAMは上述のステップSP1に戻つてこの時点で未書き込み

ライトキヤツシユプロツクのデータを集め直すとともに新たに集められたライトキヤツシユプロツクに対して新たな予定物理アドレス(Contact LBA)を割り振る。因みに、エラーが発生する前に書き込みが完了したパケットがあれば、このパケットに含まれるデータプロツクはキヤツシユバッファ内において既にリードキヤツシユプロツクと呼ばれる未更新データプロツクに変更されていることにより、ステップSP8以降のライトキヤツシユプロツクの集め直しの対象とはならない。従つてパケットの書き込みに成功する度に書き込みの候補(ライトキヤツシユプロツク)が減つて行き、最終的に全てのデータプロツクがCD-Rディスクに書き込まれることになる。

かくしてステップSP7において否定結果が得られた(すなわち書き込みが成功したパケット)に対して、キヤツシユマネージャCAMはキヤツシユバッファ内の対応するライトキヤツシユプロツクをリードキヤツシユプロツクに変更し、続くステップSP10において全てのパケットが書き込まれた結果を得るまで上述のステップSP6～ステップSP9の処理を繰り返す。

ここで図11はCD-Rディスク上へのデータの記録状態を示し、マルチセッションのパケット記録方式においては、図11(A)に示すように、CD-Rディスクの記録エリア上に複数のセッション(Session1、Session2、……)が内周側から外周側に向かつて螺旋状に順次記録されて行く。記録エリアの内側には、パワー調整用の情報や各セッションの管理情報を記録し得るようにパワーキヤリブレーションエリア(PCA)やプログラムメモリエリア(PMA)が確保されている。

各セッションは、それぞれユーザが作成又は更新したシーケンス(ファイル)のプロツクデータ(ファイルデータ)が記録されるプログラムエリア(Program Area)と、セッションの始まりを示すリードイン情報が記録されるリードインエリア(Lead-In Area)と、セッションの終わりを示すリードアウト情報が記録されるリードアウトエリア(Lead-Out Area)とによって構成されている。なお、リードイン情報及びリードアウト情報は、プログラムエリアにファイルデータ(ユーザデータ)を1つのセッション分だけ記録した後、記録されるものであり、CD-ROM

との互換性を持たせるためのデータである。

図11(B)に示すように、プログラムエリア内はさらに分かれ、例えば3データトラックの場合には3つのトラックに分かれる。このとき各トラックの先頭にはインデックスエリア(Index)が設けられ、この部分にトラックのインデックス情報が記録される。また図11(C)に示すように、トラックはデータ書き込みの基本単位であるパケットの集合で構成される。このパケットは図11(D)に示すように、リンクブロック(Link Block)、ランインブロック(Run In Blocks)、フィアル情報等のユーザデータが記録されるユーザデータブロック(User Data)、ランアウトブロック(Run Out Blocks)の4つの部分に分かれている。

ここで図11(A)に示すプログラムエリアに記録されるデータとしては、ユーザが作成したシーケンス(ファイル)のブロックデータ(ユーザデータ)の他にデータの管理構造を示す情報があり、この情報として、プライマリボリュームディスクリプタ(Primary Volume Descriptor: PVD)、スーパーブロック(Super Block)、ノードテーブル(Node Table)、B*木インデックスノード(B*Tree Index Node)、シーケンスB*木リーフノード(Sequence B*Tree Leaf Node)、ディレクトリB*木リーフノード(Directory B*Tree Leaf Node)がある。なお、ノードテーブルを除く全てのデータ管理構造が1ブロック(2048 byte)の大きさを持つており、ブロック境界に記録される。またノードテーブルは1ブロック以上の大きさの可変長データ構造であるが、先頭はブロック境界から始まるものである。

プライマリボリュームディスクリプタPVDはセンションの先頭から16ブロック目に記録される情報である。その16ブロック目の先頭1152バイトにはISO9660のPVDと同じものが記録され、1153バイト目以降には図11に示すようなCDRFS固有の情報が入っている。図12のPVDにおいて「Super Block Search Method」は最新のスーパーブロックの格納位置を示すものである。すなわちスーパーブロックは、後述するフラッシュオール動作が行われる度にCD-Rディスク上に書き込まれるようになされており、PVDの「Super Block Search Method」

」によって最新の位置を知ることができる。

例えば「Search Method = 0」である場合には、「Super Block LBA」で示されるブロックに記録されていることを表している。また「Search Method = 1」の場合には、「Last Accessible Block」に記録されていることを表している。また「Search Method = 2」である場合には、「Super Block Area」に記録されているスーパープロツクの中で「Super Block Serial Number」が最大の位置に記録されていることを表している。なお、「Super Block Area」とは「Start LB A of Super Block Area」で示されるブロックと「End LBA of Super Block Are a」で示されるブロックとの間に挟まれたブロック全体のことである。

また図1-2のPVDにおいて示される「File System Flags」が「0x0001」であれば「Addressing Method II」が用いられていることを示し、また「0x0002」であれば「ISO9660 Volume」をCDRFSから見えないようにしていることを示し、また「0x0003」であればセツションの最初のトラツクがTAO(Track At Once)又は可変長パケットで記録されていることを示している。

また図1-2のPVDにおいて示される「Packet Size」は固定長パケットのユーザデータのブロツク数を示している。但し、このフィールドは「Addressing Method II」が用いられているときにのみ有効となる。

また図1-2のPVDにおいて示される「Volume Capacity」はフォーマット後にCD-Rディスクに記録できるユーザデータの総ブロツク数を示している。なお、この値はオペレーションシステムOSに対してCD-Rディスクの総容量の情報を返す際に利用されるものであり参考値である。

また図1-3はスーパープロツクの構造を示し、例えば最初の「Super Block Header」には当該ブロツクがスーパープロツクであることを示す情報が記録されている。「Search Method = 1」のとき、何らかの不具合で「Super Block」が「Last Accessible Block」に記録されていない場合には、この「Super Block Header」に基づいて古い「Super Block」を探すようになされている。

また「Super Block Flags」はセツションに有効なデータが記録されているか

否かを示している。「Node Table LBA」はノードテーブルが記録されているプロツクを示している。ノードテーブルの大きさが2プロツク以上の場合には、当該ノードテーブルは「Node Table LBA」が示すプロツクから連続的に記録される。また「Previous Super Block LBA」は前回記録された「Super Block」の位置を示しており、CD-Rディスクの場合、一旦記録されたデータはディスク上から失われることはない。従つて「Previous Super Block LBA」をたどることによつて過去のボリューム状態を知ることができる。

「Sequence B*Tree Root Node Number」は図5について上述したB*木(B Star-tree)でなる管理構造(Sequence B*Tree)のルートノードのノード番号を示す。また「Directry B*Tree Root Node Number」はファイルマネージャFLMが管理する「Directry B*Tree」のノードのノード番号を示す。「Serial Number」はスーパープロツクの通し番号である。なお、フォーマット時に生成されるスーパープロツクの「Serial Number」は「0」である。

また「Super Block List」は過去50個の「Previous Super Block LBA」を集めたテーブルであり、図14に示すようなスーパープロツクリストエントリ(Super Block List Entry)の繰り返しで構成される。「Super Block List」の最初のエントリは、「Super Block List」を格納しているスーパープロツクの1つの前のスーパープロツクを示す。これらのエントリはスーパープロツクの通し番号の降順に並んでいる。過去のスーパープロツクが50個に満たない場合は、エントリは先頭から詰められ、未使用のエントリは「0」で埋められる。

「Super Block Tag List」は、過去のスーパープロツクの名称ラベル(タグ)のテーブルであり、図15に示すようなタグエントリ(Tag Entry)の繰り返しで構成される。このCDRFSでは、1つのCD-Rディスクに最大24個のタグを付けることができ、その際タグが24個に満たない場合には、エントリは先頭から詰められ、未使用のエントリは「0」で埋められる。

またノードテーブル(Node Table)は、図5について上述したように、B*木(B Star-tree)でなる管理構造(Sequence B*Tree)の各ノードのノード番号

とその物理アドレス LBAとの対応表であり、図 16 に示すような構造を有する。このノードテーブルはデータブロックの先頭から連続的に記録され、もし、1つのデータブロックに納まらない場合には、次のデータブロックに続きが記録される。

またインデックスノードは、図 5 について上述したように B*木 (B Star-tree) でなる管理構造のリーフノード以外のノードであり、図 17 に示すような情報が記録される。図 17 に示される「Number of Records」はリーフノードに格納されているインデックスレコードの数を示している。なお、このインデックスレコードは、図 18 に示すような構造を有し、キー(key) の昇順にソートされ、「Index Recoed[0]」から順に詰められて記録される。

またシーケンス B*木リーフノードは、図 5 について上述したように、シーケンスキーソース QK と物理アドレス LBAとの対応関係を格納するための B*木 (B Star-tree) のノードであり、図 19 に示すような構造を有する。このリーフノード内のエクステント EXT x は、図 20 に示すような構造を有し、キーの昇順にソートされ、「Extent Recoed[0]」から詰めて記録される。なお、ノード内のエクステント EXT x の数は「Number of Records」に記録されている。

またディレクトリ B*木リーフノード(Directory B*Tree Leaf Node) h、ファイル名とシーケンスキーソース QK、ディレクトリ名とディレクトリ番号の対応関係と、ファイルやディレクトリの属性情報を格納するための B*木 (B Star-tree) のノードであり、図 21 に示すような構成を有する。このリーフノード内の「Node Number」には、リーフノードの「Node Number」に「0x80000000」を加えたものが格納される。「Number of Records」はこのリーフノードに格納されているディレクトリレコードの数を示している。「Previous Node Number」と「Next Node Number」はそれぞれ一番小さなキー(key) を持つリーフノードと一番大きなキー(key) を持つリーフノードの「Node Number」を示している。仮に該当するノードがなければ「0xffffffff」が記録される。「Total Size of Records」には、後述するインデックスレコードオフセット(Index Records Offset)と

ディレクトリレコードの総バイト数が記録される。

ディレクトリレコードエリア(Directory Records Area)は図22に示すように使用される。「PosX」はインデックスレコードオフセットと呼ばれ、ディレクトリレコードが格納されている位置をディレクトリレコードエリアの先頭からのバイトオフセットで示している。なお、この「PosX」は1バイトである。また「PosX」はそれが示しているディレクトリレコードが持つキー(key)順にソートされ、ディレクトリレコードエリアの先頭から詰めて記録される。

「RecX」はディレクトリレコード本体であり、その位置は特に規定されていない。しかし、CDRFSに採用されているアルゴリズムを用いると、その処理結果として最近作られたディレクトリレコードが最もディレクトリレコードエリアの先頭に近い位置に格納される。「Number of Records」に格納されている値を「Nr」とすると、「PosNr-1」と「End of Free」で示される間の領域は未使用領域であり、ディレクトリレコードの更新や作成の際にはこの領域が用いられる。なお、「PosX」は先頭から、「RecX」は後尾から未使用領域を利用するようになされている。

ディレクトリレコードは、ファイル名とシーケンスキーSQK、ディレクトリ名とディレクトリ番号の対応関係と、ファイルやディレクトリの属性情報を格納するための可変長データであり、図23に示すような構造を有する。なお、このディレクトリレコードは上述したディレクトリレコードエリアに記録される。このディレクトリレコード内のキー(key)はそのディレクトリレコードに割り当てられたものであり、図24に示すように構成されている。

図24において、ディレクトリ番号はディレクトリ毎に固有に付けられる数字で、同じディレクトリにある全てのディレクトリレコードは同じディレクトリ番号を持っている。「Hashed Key」はそのディレクトリレコードの名前を次式、

$$P(x) = x^{16} + x^{12} + x^5 + 1 \quad \dots\dots (9)$$

で示す生成多項式で割つた余りである。この「Hashed Key」は異なる名前に対して同じ数値になつてしまふことがある。これを避けるためCDRFSでは、「Sequential Number」を用いている。挿入しようとしたディレクトリレコードと異なる名前にも関わらずディレクトリ番号や「Hashed Key」が等しいディレクトリレコードがB*木(B Star-tree)内に既に存在した場合、CDRFSはB*木(B Star-tree)内に既に存在しているディレクトリレコードの「Sequential Number」に対して「1」を加えたものを挿入しようとするディレクトリレコードの「Sequential Number」に設定する。

また図23において、サイズ(Size)はキーとサイズ自信を含むディレクトリレコードのバイト数を示している。また当該図23においてタイプ(Type)はディレクトリレコードの種類を示すためのフィールドであり、図25に示すような5種類がある。またこれとは別に、タイプのビット7が立つてると、そのディレクトリレコードが1つ以上のハードリンクディレクトリレコード(Hard Link Directory Record)から参照されていることを示している。

なお、参考までにファイルディレクトリレコード(File Directory Record)やディレクトリディレクトリレコード(Directory Directory Record)、リンクディレクトリレコード(Link Directory Record)の構造をそれぞれ図26～図28に示す。

かかるB*木(B Star-tree)でなる管理構造のデータ(管理情報)は、フラッシュオール(Flash All)と呼ばれる書き込み動作時においてユーザデータエリア(図11)内にファイルデータ(ユーザデータ)とともに書き込まれる。すなわち、スーパーブロックにはノードテーブルの格納されているブロックの物理アドレスLBAや、B*木(B Star-tree)でなる管理構造(図5)のルートノード番号等が入つておき、管理情報からファイルの内容に至るまでPVDを除くCD-Rディスク上の全てのデータへのリンクはスーパーブロックから始まるようになされている。また図5について上述したように、B*木(B Star-tree)でなる管理構造のノードを参照するためにはノードテーブルが必要となる。従つてこのよ

うな管理情報を構成するスーパープロツクは、ユーザデータエリアの次回書き込み可能位置の1つ前のパケットの最終プロツクにフラツシユオール動作時に書き込まれる。このフラツシユオールが実行されるタイミングは、予め設定されている所定時間が経過した場合及び所定量以上のデータがCD-Rディスクに書き込まれた場合であり、これによりCD-Rディスク上には所定間隔で管理情報（スーパープロツク）が書き込まれることになる。

図29はフラツシユオールの動作手順を示し、シーケンスマネージヤSQM及びキヤツシユマネージヤCAMはステップSP20から当該処理手順に入り、ステップSP21においてキヤツシユバツフア内のライトキヤツシユプロツクに対して、図10において上述したフラツシユ動作の場合と同様にリストを作成する。すなわちシーケンスマネージヤSQMはキヤツシユマネージヤCAMに対してキヤツシユバツフア内のライトキヤツシユプロツクを全て集めるように要求する。キヤツシユマネージヤCAMは全ての未書き込みキヤツシユプロツクと、必要に応じてダミープロツクをリストにした後、キヤツシユ管理表を参照して対応するシーケンスキーSQKが昇順になるように整列を行う。このように整列したリストの先頭プロツクから書き込み開始の物理アドレスLBA、書き込み開始の物理アドレスLBA+1、……というように順番に予定物理アドレス(Contact LBA)を割り振る。

シーケンスマネージヤSQMは、シーケンスキーSQKと物理アドレスLBAとの対応表に基づいてB*木(B Star-tree)の更新を行う。ここまで処理は、B*木(B Star-tree)の更新によってプロツクの削除が生じなくなるまで繰り返えされる。次にステップSP22において、シーケンスマネージヤSQMがキヤツシユマネージヤCAMに対してノードテーブル及びスーパープロツクを格納するためのデータプロツクの生成を通常のプロツク生成と同じ手続きで要求する。これによりキヤツシユマネージヤCAMはキヤツシユバツフア内にスーパープロツク及びノードテーブル用のプロツクを生成する。

ここでノードテーブルのプロツク生成には、シーケンスキーSQKとして「ff

fffffff00000000(hex)」、「fffffff00000001(hex)」、……が渡され、スーパー ブロックのブロック生成には、シーケンスキーSQKとして「ffffffffffffffffff(hex)」が渡される。このようにシーケンスキーSQKを付けることにより、キヤツシユマネージヤCAMのブロック整列動作の際に、ノードテーブルが連続領域に、スーパー ブロックが最後のパケットの最終ブロックに配置される。

続いてキヤツシユマネージヤCAMはステップSP23において、キヤツシユバッファ内のライトキヤツシユブロックについて再度リストを作成する。すなわちシーケンスマネージヤSQMがキヤツシユマネージヤCAMに対してキヤツシユバッファ内のライトキヤツシユブロックを全て集めるように要求する。もし、先に書き込みを見送られたデータブロックがあれば、ここで改めて集められることになる。そして通常通りにキヤツシユマネージヤCAMによるブロックリストの作成と物理アドレスLBAの決定、シーケンスマネージヤSQMによるB*木(B Star-tree)の更新という一連の処理が行われた後、ステップSP24においてスーパー ブロックとノードテーブル用のブロックに各内容を埋め込む。

この後は、ステップSP25以降に進んで実際にデータをパケット単位で記録して行き、全て書き終えたらステップSP30に進んでフラッシュオール動作を終了する。因みにステップSP25～ステップSP29は、それぞれフラッシュ動作のステップSP6～ステップSP10と同様であるため、説明を省略する。

このようにフラッシュオール動作においてスーパー ブロックに対してはシーケンスキーSQKとして「ffffffffffffffff(hex)」のように最も大きな値を割り当てるとともに、ノードテーブルに対してはシーケンスキーSQKとして「ffffffff00000000(hex)」、「fffffff00000001(hex)」、……のように大きな値でかつ連続した値を割り当て、さらにリーフノードに対してはシーケンスキーSQKとして「fffffff00000000(hex)」、「fffffff00000001(hex)」、……のようにノードテーブルとは明確に異なる大きな値で連続した値を割り当てる。

これらの大きな値は、スーパー ブロック、ノードテーブル及びリーフノード以外のシーケンス(ファイル)を構成するブロックデータ(ユーザデータ)に割り

当てられるシーケンスキー S Q K（「0000000500000000(hex)」、「000000050000002(hex)」、……）に比べて格段的に大きな値である。従つてこのようにシーケンスキー S Q K を割り当てた状態でフラツシュオール動作を行うと、ユーザデータと管理情報（スーパー ブロック、ノード テーブル 及び リーフ ノード）とがシーケンスキー S Q K が昇順に並ぶようにプロツクソート（並び換え）されて CD-R ディスク上にソート順に順次記録されるため、大きなシーケンスキー S Q K の値が割り当てられたスーパー ブロック、ノード テーブル 及び リーフ ノード 等の管理情報は CD-R ディスク上にパケット単位で記録される際、後方のパケットに連続して書き込まれる。特に最も大きなシーケンスキー S Q K が割り当てられたスーパー ブロックは、最後のパケットの最終プロツクに書き込まれる。

このように CDRFS では、CD-R ディスク上に後から書き込まれたプロツクから先に書き込まれたプロツクに対する方向にのみ参照関係を成立させている。従つて例えば図 30 (A) に示すように、左 (CD-R ディスクの内周側) から右 (CD-R ディスクの外周側) に向かつてデータをパケット単位で順次書き込んでいるとき、これから新たな未書き込み領域に書き込もうとしているパケットデータ b (例えばスーパー ブロック) が物理アドレス上前方に書き込まれたパケットデータ a (例えばノード テーブル) を参照するように参照関係が一方向のみに成り立つていてことにより、図 30 (B) に示すようにパケットデータ b の書き込みが失敗した場合、図 30 (C) に示すように書き込みに失敗したパケットデータ b のみを新たな未書き込み領域に書き直すだけで良い。これにより、前方のパケットデータ a が後方のパケットデータ b を参照するようになされている場合に、後方のパケットデータ b の書き込み位置を変更することに応じて前方のパケットデータ a 内の後方パケットデータ b の物理アドレス情報を書き換える (CD-R の場合前方パケットデータ a も後方パケットデータ b と共に新たな未書き込み領域に書き込む) 必要が有ることに比べて、エラー発生時の書き換え処理を簡単にし得る。

また CDRFS では、CD-R ディスクを CD-R ドライバ 5 から取り出す際に必ずフラツシュオール動作を行つて、最後のパケットにスーパー ブロックを書き込むように

なされている。従つて当該CD-Rディスクを再びCD-Rドライブ5に挿入したとき、CDRFSは当該CD-Rディスクをデータが記録された最も外周側の領域からスーパープロツクの探索を行い、図5について上述した当該スーパープロツクの管理情報に基づいて当該スーパープロツクの前方（内周側）に書かれているデータを参照する。このとき、最終パケツトにスーパープロツクが書き込み不良を起こしていると、CDRFSは当該スーパープロツクから順次内周側に向かつて1つ前のスーパープロツクの探索を行う。この場合、1つ前のスーパープロツク以降に書かれているユーザデータをアクセスすることが困難になる。従つて本発明のCDRFSでは、CD-Rディスクに対してデータを書き込む際のフラツシユオール動作を所定時間が経過したとき及び、所定データ量以上のデータ量がキヤツシユマネージヤCAMからCD-Rディスク上に書き込まれたときに行うようにしていることにより、CD-Rディスク上に比較的頻繁にスーパープロツクを書き込まれ、これにより最後のパケツトに存在するはずのスーパープロツクが書き込み不良を起こしている場合でも、当該スーパープロツクに対して比較的近い位置に書き込まれている1つ前のスーパープロツクを読み出すことにより、大量のユーザデータが失われることを回避し得る。

ここで、図11について上述したように、CDRFSフォーマツトでデータが書かれたCD-RディスクをCD-ROMドライブで読む場合、各セツシヨンの前後にリードイン情報及びリードアウト情報を書き込んでおく必要がある。この動作をフリーズ(Freeze)と呼ぶ。このフリーズ動作を行うためにはCD-Rディスク上に所定の空き容量が必要となり、この容量が確保できない場合にはリードアウト情報を書き込むことが困難となり、当該CD-RディスクをCD-ROMドライブで読む場合、前回リードアウトが確実に記録されているセツシヨンの内容までしか読み出すことができなくなる。

従つてCDRFSではCD-Rディスクの未使用領域の容量監視を行う。すなわちキヤツシユバツファ内の未書き込みデータプロツクの数をNd、ノードテーブルのプロツク数をNnとすると、フラツシユオール動作に必要な空き容量Nfaは、スーパープ

ロツクのためのプロツクも考慮して、次式

$$Nfa = \{(Nd + Nn + 1 + 31)/32\} \times (32 + 7) \quad \dots \dots (10)$$

となる。

フリーズに関してはセッションへの書き込みを開始した時点でリードイン情報のための領域は確保されることから、ここではリードアウト情報のための容量についてのみ監視すれば良い。CD-ROMの規格からフリーズに必要な空き容量は、セッションが1つであれば、 $1.5 \times 60 \times 75 = 6750$ block、2つ目以降であれば $30 \times 75 = 2250$ blockである。従つてCD-Rディスク上に確保されるべき空き容量の最小値 $Nfree$ は、次式、

$$Nfree = Nfa + 6750 \quad (1st Session) \quad \dots \dots (11)$$

$$Nfree = Nfa + 2250 \quad (Nth Session, Nth \geq 2nd) \quad \dots \dots (12)$$

となる。因みにこの数字は書き込みエラーが発生することを考慮しておらず、例えば n パケットの書き込みに対して書き込みエラーが e 回発生すると考えると、書き込みエラーの確率 Pe は、次式、

$$Pe = n / e \quad \dots \dots (13)$$

となる。ここで1回の書き込みエラーにつき1つのパケットが余分に消費される事から、書き込みエラーを考慮した空き容量 Nfa について補正が加えられ、(11)式及び(12)式は、次式、

$$Nfree = Nfa(1 + Pe) + 6750 \quad (1st Session) \quad \dots \dots (14)$$

$$N_{free} = Nfa(1 + Pe) + 2250 \quad (N^{th} \text{ Session}, N^{th} \geq 2 \text{ nd}) \quad \dots \dots \quad (15)$$

となる。

かくしてシーケンスプロツクの作成、更新又は消去動作の後で、 N_{free} プロツク数以上の空き容量がCD-Rディスク上に確保されていれば、フリーズ動作を行うことができる。

CDRFS では、シーケンスマネージャ SQM に対する 1 回の呼び出しで新たに生成されるキヤツシユバツファ内のライトキヤツシユプロツク数の最大値は (6) 式について上述したように $MBC_{max} (N_{max})$ であるから、空き容量が $N_{free} + MBC_{max} (N_{max})$ プロツク数以下のCD-Rディスク等の記録メディアがドライバに挿入されている場合には、ユーザに対して記録メディアの容量不足を警告し、シーケンスプロツクの作成、更新又は消去動作等の記録メディア (CD-Rディスク等) に対する書き込みを禁止する。これにより CDRFS はフリーズ動作を保証することができる。

但し、CDRFS が提供するファイルアクセスのためのサービスは、シーケンスプロツクへの複数回の操作から構成されており、任意のシーケンスプロツクに対する操作終了時に記録メディア (CD-Rディスク) に対しての書き込み禁止を行つてしまふと、ファイアルシステムとしての整合性が失われてしまうおそれがある。従つて記録メディア (CD-Rディスク) に対する書き込み禁止動作は、オペレーティングシステム OS から CDRFS に対しての動作要求の切れ目で行う。このときオペレーティングシステム OS からの 1 回の CDRFS に対する動作要求によって実行されるシーケンスプロツクの作成、更新又は消去作業の回数を Ncb とすると、記録メディア (CD-Rディスク) に対する書き込み禁止の空き容量の条件は、次式、

$$N_{free} = MBC_{max} (N_{max}) \times Ncb \quad \dots \dots \quad (16)$$

で表される値Nfree 以下となる。

以上の監視方法では、CD-ROMとの互換性を持たせるためのリードアウト情報を最後にCD-Rディスク上に書き込むための容量を確保しているが、当該リードアウト用の容量に加えてデータプロツク分を含めて監視しても良い。すなわちかかる監視動作は、図31に示す監視処理手順に従つてCD-Rディスク上にデータが書き込まれる度に行われる。すなわちCDRFSは図31のステップSP40から当該監視処理手順に入り、ステップSP41においてCD-Rディスクの残り容量を確認する。すなわちCD-Rディスク上には当該CD-Rディスクの製造過程で全体の記録可能容量が記録されている。従つてCD-Rドライバ5は当該CD-Rディスクから全体の記録可能容量と、現在記録されている最終物理位置から記録可能残容量を求める。当該求められた記録可能残容量は、ステップSP42においてキヤツシユマネージヤCAMに渡され、キヤツシユマネージヤCAMはキヤツシユバッファ内の書き込み予定データ量（データプロツク）を記録可能残容量から差し引き、その残り容量をシーケンスマネージヤSQMに渡す。シーケンスマネージヤSQMはステップSP43において、B*木（B Star-tree）管理構造のスーパープロツク（SVD）及びノードテーブルの書き込み量を、キヤツシユマネージヤCAMから渡された残り容量から差し引し、その残り容量をファイルマネージヤFLMに渡す。ファイルマネージヤFLMはステップSP44において、リードアウト情報等を記録させるために必要となるマージン分を、シーケンスマネージヤSQMから渡された残り容量から差し引く。

このようにして算出された残り容量が「0」よりも大きい場合、CDRFSは書き込み処理が可能であると判断し、ステップSP46に移つて処理を続行する。これに対してステップSP45において否定結果が得られると、このことは、CD-Rディスク上にこれから処理しようとするデータを書き込むだけの余裕がないことを表しており、このときCDRFSはステップSP47に移つてユーザに対して所定の警告を表示する。かくしてCDRFSはCD-Rディスク上にフラツシユ動作又はフラツシユオール動作が実行される度に、実行後のディスク上の残り容量を確認し、

その後の処理での書き込み量に対して余裕がなくなると判断される場合にはユーザに対して警告を発することにより、書き込むために余裕のないCD-RディスクをCD-Rドライバに挿入したままでその後の処理が続行されることを未然に防止し得る。

またCD-Rディスクを用いるCDRFSでは、CD-Rディスクがあたかも書き換え可能なメディアのように見せかけるが、CD-Rディスクの場合、更新作業のたびに新たな領域を使用することにより、当該CD-Rディスクの利用可能残容量が減ることになる。従つて当該利用可能残容量は、新たなデータが書き込まれる度に監視される。この残容量は、キヤツシユバツフア内のダーティプロツクの他にB*木(B Star-tree)による管理構造の要素であるスーパープロツク及びノードテーブルと、CD-ROMとの互換性を持たせるためのリードアウト情報を含むものであり、これらの情報を記録し得る残容量を監視することによって、ユーザが仮想アドレス空間上で作成又は更新中のデータを失わせることなく、確実にCD-Rディスク上にCD-ROMとの互換性を持たせた状態で記録することが保証される。

以上の構成において、CDRFSはCD-Rディスク上の物理アドレスLBAを仮想アドレス空間において論理アドレスであるシーケンスキーSQKと対応させて管理する。従つて例えば更新が指示されたCD-Rディスク上のプロツクデータは、キヤツシユバツフア内に読み出されてデータが更新された後、そのシーケンスキーSQKは変更されずに物理アドレスLBAだけが変更され、所定のタイミング(フラツシユ又はフラツシユオール動作時)においてCD-Rディスク上の新たな物理アドレスLBA位置に書き込まれる。

このときファイルマネージャFLMは仮想アドレス空間上で論理アドレスを用いてデータの更新、作成、消去等のデータ処理を行うことになり、この結果、使用するメディアがライトワنس型のCD-Rディスクであつても、これを認識することなく当該CD-Rディスクがあたかも従来の書き換え可能なメディアであるかのように処理を行うことができる。かくしてファイルマネージャFLMの処理機能を、記録媒体に左右されることのないモジュールにすることができ、ライトワанс

型メディアの特殊な記録処理に煩うことなく、ディレクトリやファイル管理のみを確実に行うことができる。

また図3について上述したように、複数の仮想アドレス空間CV1、CV2、CV3をそれぞれファイル（シーケンス）に割り当て、1つの仮想アドレス空間を1つのファイルに対応させる。これにより仮想アドレス空間がファイルそのものとなることにより、ファイルを論理アドレスに変換する作業が不要となる。因みに図3-2は、仮想アドレス空間AVをシーケンス処理プロツクC2によって記録媒体上の物理的アドレス位置ARに変換する場合を示し、この方法においては仮想アドレス空間がファイルごとに分けられておらず、図3の場合に比べてファイルを論理アドレスに変換する作業が必要になる。従つて本発明によれば図3のようにファイルごとに仮想アドレス空間を割り振ることにより、書き込み可能メディア等に比べてファイルへのアクセス性能を低下させることなく、ライトワンス型に対応するファイルシステム（CDRFS）を構築することができた。

以上の構成によれば、CD-Rディスク上の新たな物理アドレスLBAに書き込まれた更新データプロツクをアドレスの交代処理機能を有するCDRFSを用いてあたかも更新前のアドレスにあるデータプロツクのように見せることにより、ライトワンス型記録メディアであるCD-Rディスクを疑似的に書き換え可能な従来の記録メディアとして扱うことができる。

また、後から書き込むパケットが先に書き込まれたパケットを参照するよう参照関係を一方向に制限したことにより、書き込みが失敗したとしても他のパケットに影響を及ぼさずに書き直しをすることができる。

またキャッシュバッファ内のダーティプロツクを集めてパケットを生成する場合、LRUアルゴリズムに基づく優先度に従つてダーティプロツクを集め、集められたダーティプロツクに対して各シーケンスキーソースキーSQKが昇順となるように並べて予定物理アドレス(Contact LBA)を割り振ることにより、当該ダーティプロツクがCD-Rディスク上に書き込まれたとき、連続領域にシーケンスが並ぶ確率が増え、読み出し性能の向上を図ることができる。

またCD-Rディスクの利用可能残容量を監視することにより、ユーザが作成中のデータは確実にCD-Rディスク上に記録する保証が得られる。

なお上述の実施例においては、ライトワニス型の記録メディアとしてCD-Rディスクを用いた場合について述べたが、本発明はこれに限らず、他のライトワニス型の記録媒体であつても良い。

また上述の実施例においては、CD-Rディスクの利用可能残容量を監視する際に当該残容量に余裕がなくなつたとき警告を発するようにしたが、本発明はこれに限らず、当該警告を発するタイミングでフラツシユオール動作及びフリーズ動作を行つて処理済のデータをCD-Rディスク上に確実に記録するようにしても良い。

また上述の実施例においては、CDRFS によって 1 つの CD-R ディスクに対してデータの書き込みを実行する場合について述べたが、本発明はこれに限らず、例えば複数の記録メディアを設定してマルチデバイス化し、1 つの CDRFS によって複数のメディアを管理するようにしても良い。これにより例えば複数のメディアを管理するエンジヤや複数のドライブを管理するジューク等を 1 つのファイルシステムによって容易に管理することができる。

産業上の利用可能性

本発明は、情報を処理して記録媒体に記録するシステムにおいて、追記型記録媒体を用いた情報処理装置に利用できる。

請求の範囲

1. 媒体上に記録されるファイルデータの物理位置を仮想空間上の論理位置と対応させるとともに、上記物理位置及び上記論理位置の対応表を生成し、上記物理位置が変更されたとき上記論理位置と変更後の物理位置との対応関係をメモリ上で管理する管理手段と、

上記メモリ内のファイルデータ及び上記対応表の要素データを書き込みデータとして上記媒体に記録する記録手段と、

上記媒体の書き込み可能残容量を算出する算出手段と、

上記書き込み可能残容量と上記メモリ内の上記書き込みデータ量とを比較する比較手段と、

上記比較手段の比較結果が書き込み量の超過を示すとき、当該超過が検出された結果を超過検出結果として出力する出力手段と

を具えることを特徴とする情報処理装置。

2. 上記記録手段は、

上記超過検出結果が出力されたとき、直ちに上記メモリ内の上記書き込みデータを上記記録媒体上に記録する

ことを特徴とする請求の範囲第1項に記載の情報処理装置。

3. 上記情報処理装置は、

上記超過検出結果が出力されたとき、所定の表示手段に警告表示する警告手段を具える

ことを特徴とする請求の範囲第1項に記載の情報処理装置。

4. 上記媒体は、追記型記録媒体であり、

上記書き込みデータは、書換え可能型記録媒体に必要なフォーマット情報を含むことを特徴とする請求の範囲第1項に記載の情報処理装置。

5. 上記管理手段は、

上記ファイルデータの論理位置を示すキー情報と、上記キー情報で指示される

ファイルデータの上記媒体上の物理位置との対応関係を示す対応情報を複数収納するファイル情報テーブルを複数生成するファイル情報テーブル生成手段と、上記複数のファイル情報テーブルのうち、上記各キー情報をそれぞれ収納したファイル情報テーブルを示すインデックステーブルを生成するインデックステーブル生成手段と、

上記複数のファイル情報テーブル及び上記インデックステーブルの上記媒体上の物理的記録位置を示す管理テーブルを生成する管理テーブル生成手段とを具え、上記ファイル情報テーブルと上記インデックステーブルと上記管理テーブルとを上記対応表の要素データとして上記メモリ上で管理することを特徴とする請求の範囲第1項に記載の情報処理装置。

6. 上記キー情報は、

上記ファイルデータのそれぞれに固有に付けられたシーケンス番号及びプロック番号である

ことを特徴とする請求の範囲第5項に記載の情報処理装置。

7. 媒体上に記録されるファイルデータの物理位置を仮想空間上の論理位置と対応させるとともに、上記物理位置及び上記論理位置の対応表を生成し、上記物理位置が変更されたとき上記論理位置と変更後の物理位置との対応関係をメモリ上で管理する管理工程と、

上記メモリ内のファイルデータ及び上記対応表の要素データを書き込みデータとして上記媒体に記録する記録工程と、

上記媒体の書き込み可能残容量を算出する算出工程と、

上記書き込み可能残容量と上記メモリ内の上記書き込みデータ量とを比較する比較工程と、

上記比較手段の比較結果が書き込み量の超過を示すとき、当該超過が検出された結果を超過検出結果として出力する出力工程とを具えることを特徴とする情報処理方法。

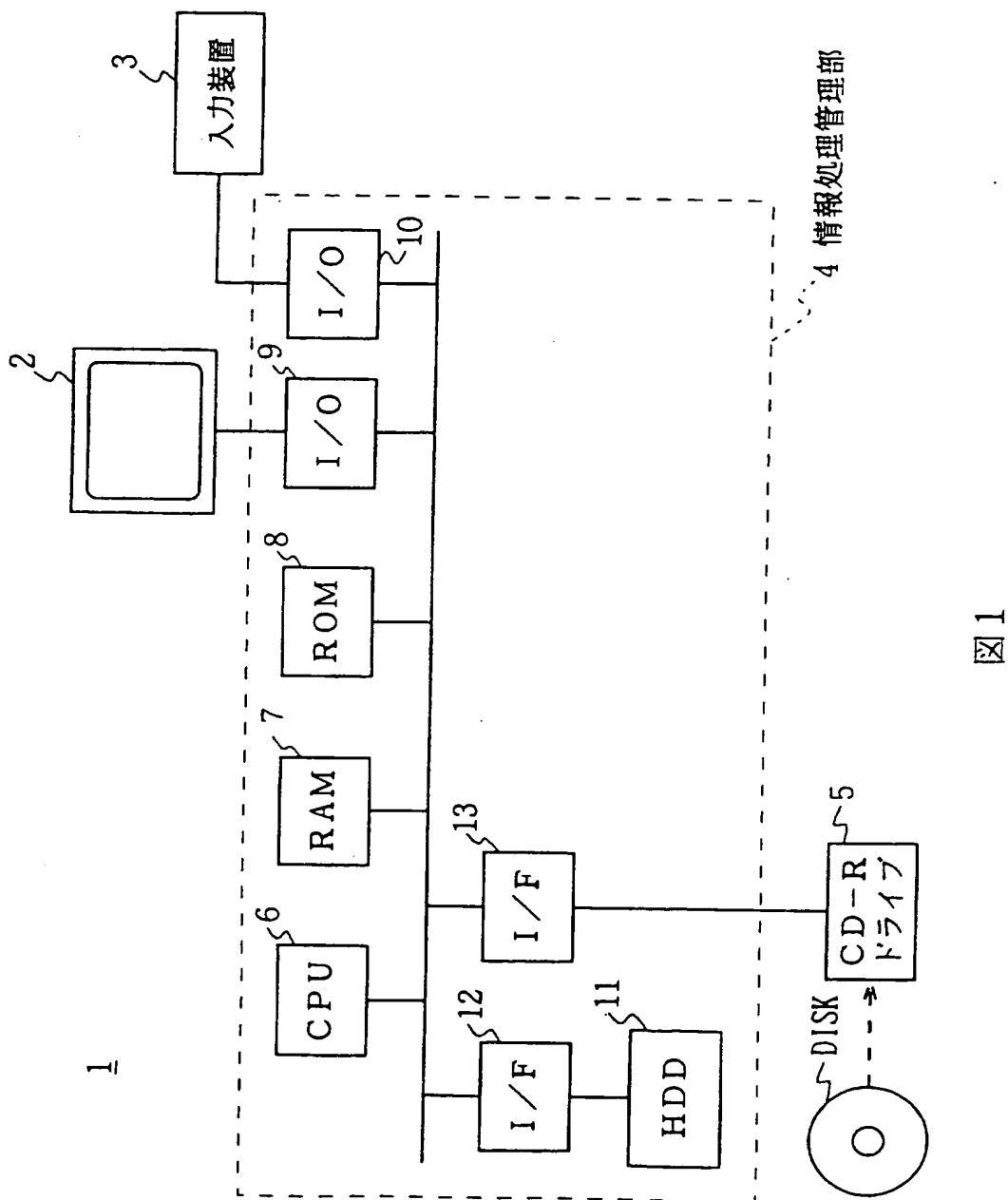


図 1

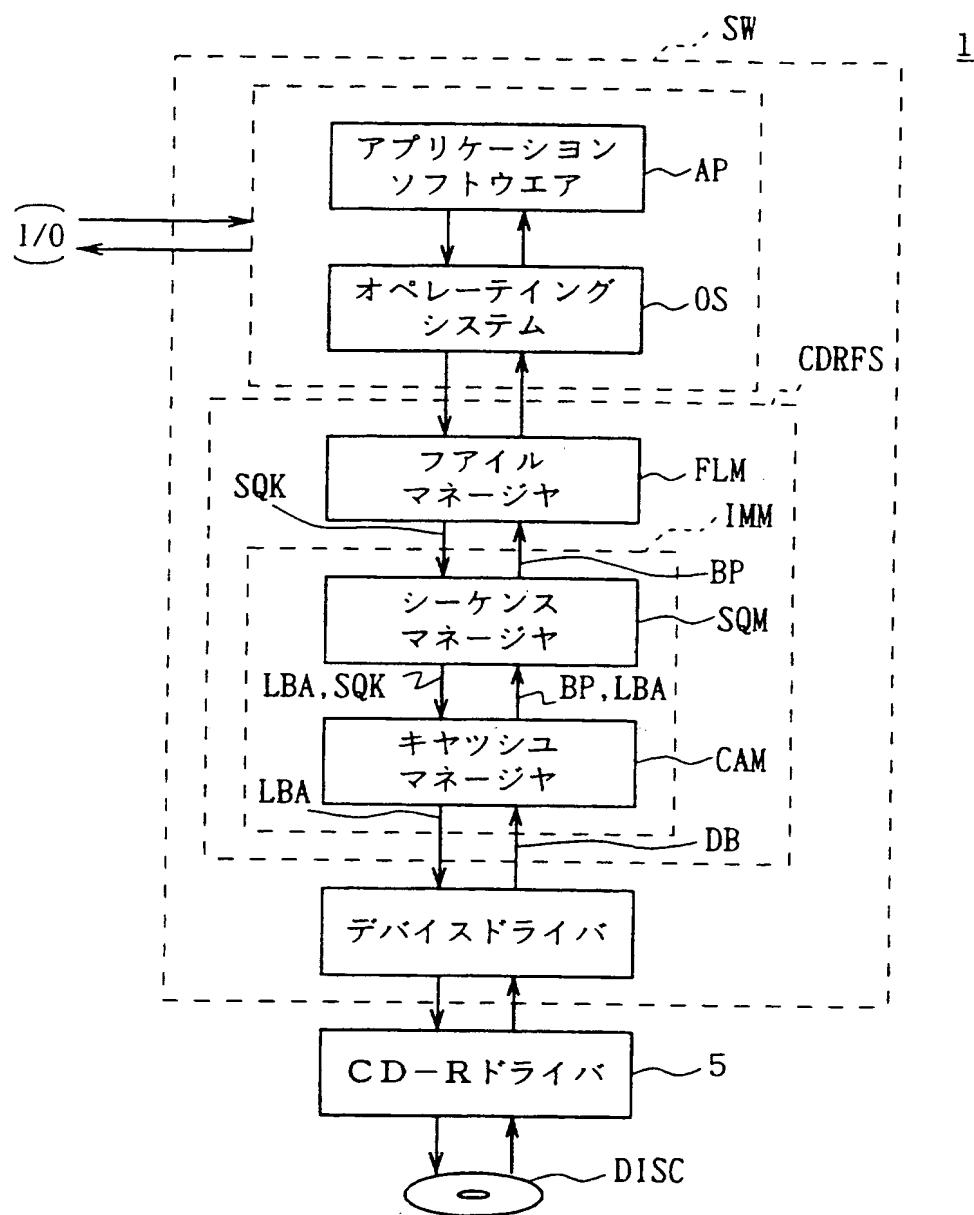


図2

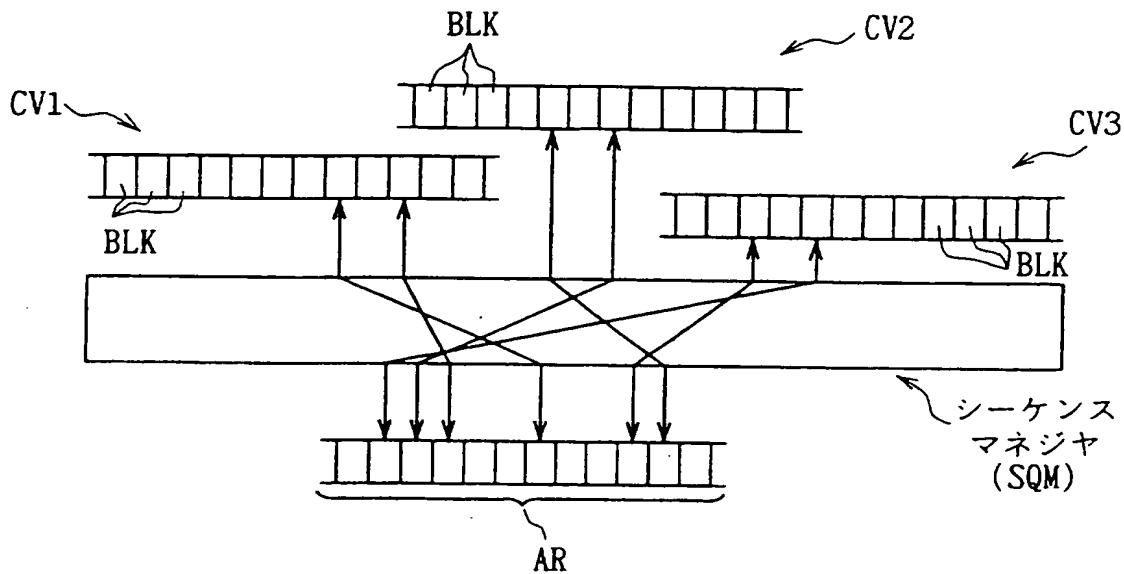


図3

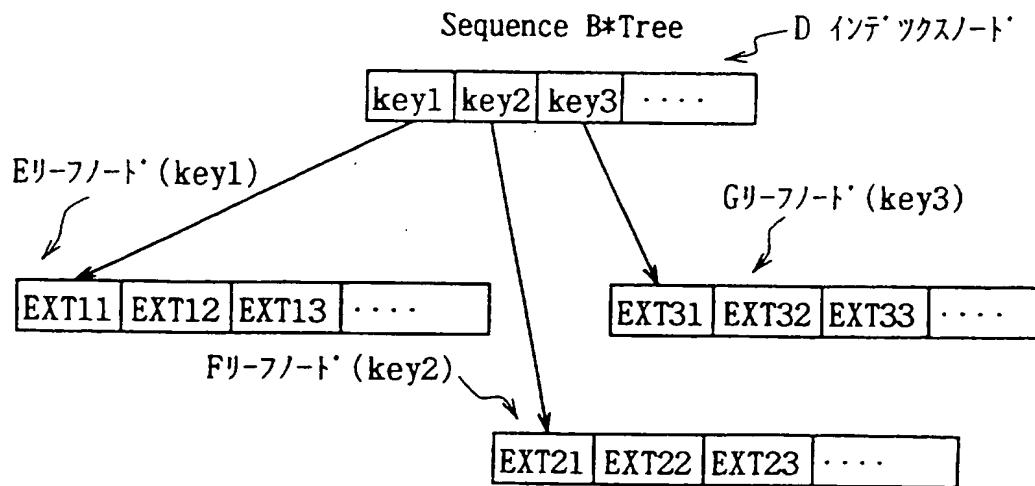


図4

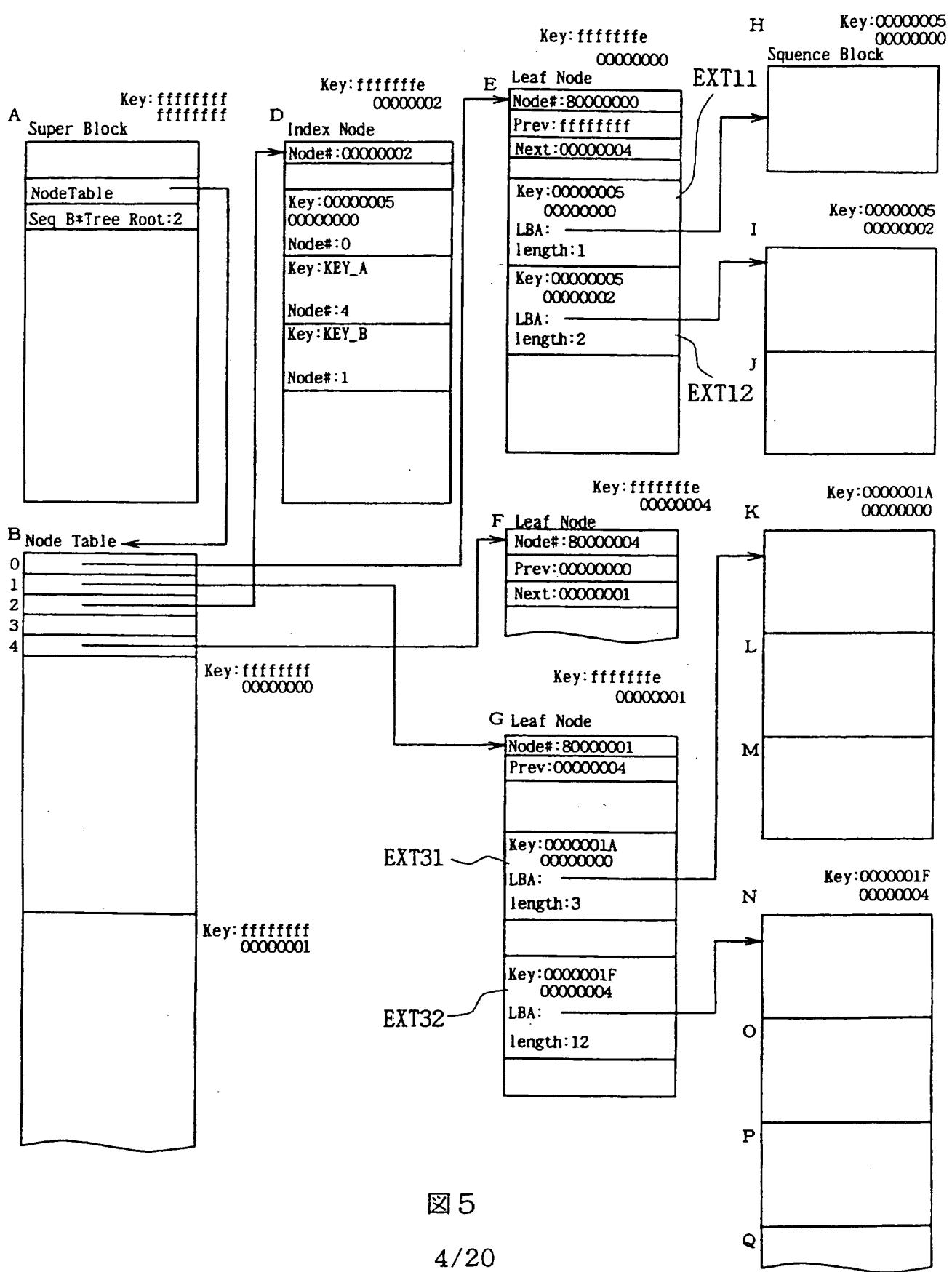


図 5

Sequence Number		LBA
123456789abcdef0h	→	1000h
123456789abcdef1h	→	1001h
123456789abcdef2h	→	1002h
123456789abcdef3h	→	1003h
123456789abcdef4h	→	1004h

図 6

number of entry	6
free	2
table[0]	30
table[1]	6
table[2]	4
table[3]	4
table[4]	1
table[5]	22

図 7

Leaf Node	$1 \times 2^{20} \text{ kbyte} / 2 \text{ kbyte} / (145 \text{ extent}/2)$ = 7231.6 block = 7232 block
Index Node (3rd level)	$72312 \text{ block} / (170 \text{ index}/2) = 850.7 \text{ block}$ = 851 block
Index Node (2nd level)	$851 \text{ block} / (170 \text{ index}/2) = 10.01 \text{ block}$ = 11 block
Index Node (root)	1 block
total	8095 block

図 8

図9 (A)

Sequence	Key	LBA	Length
	0	3	10

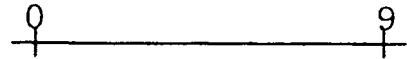


図9 (B)

Sequence	Key	LBA	Length
	0	3	3
	7	10	3



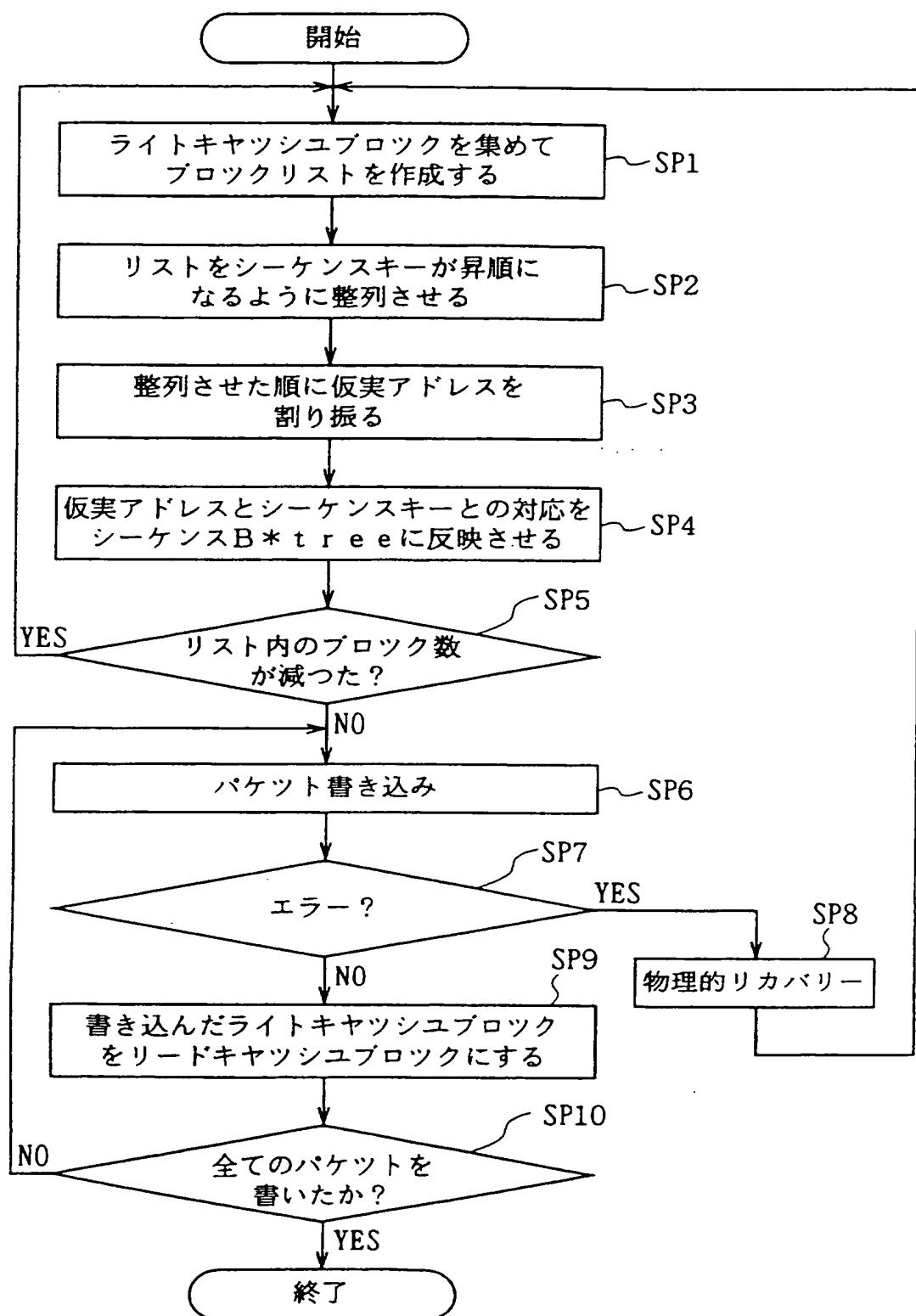
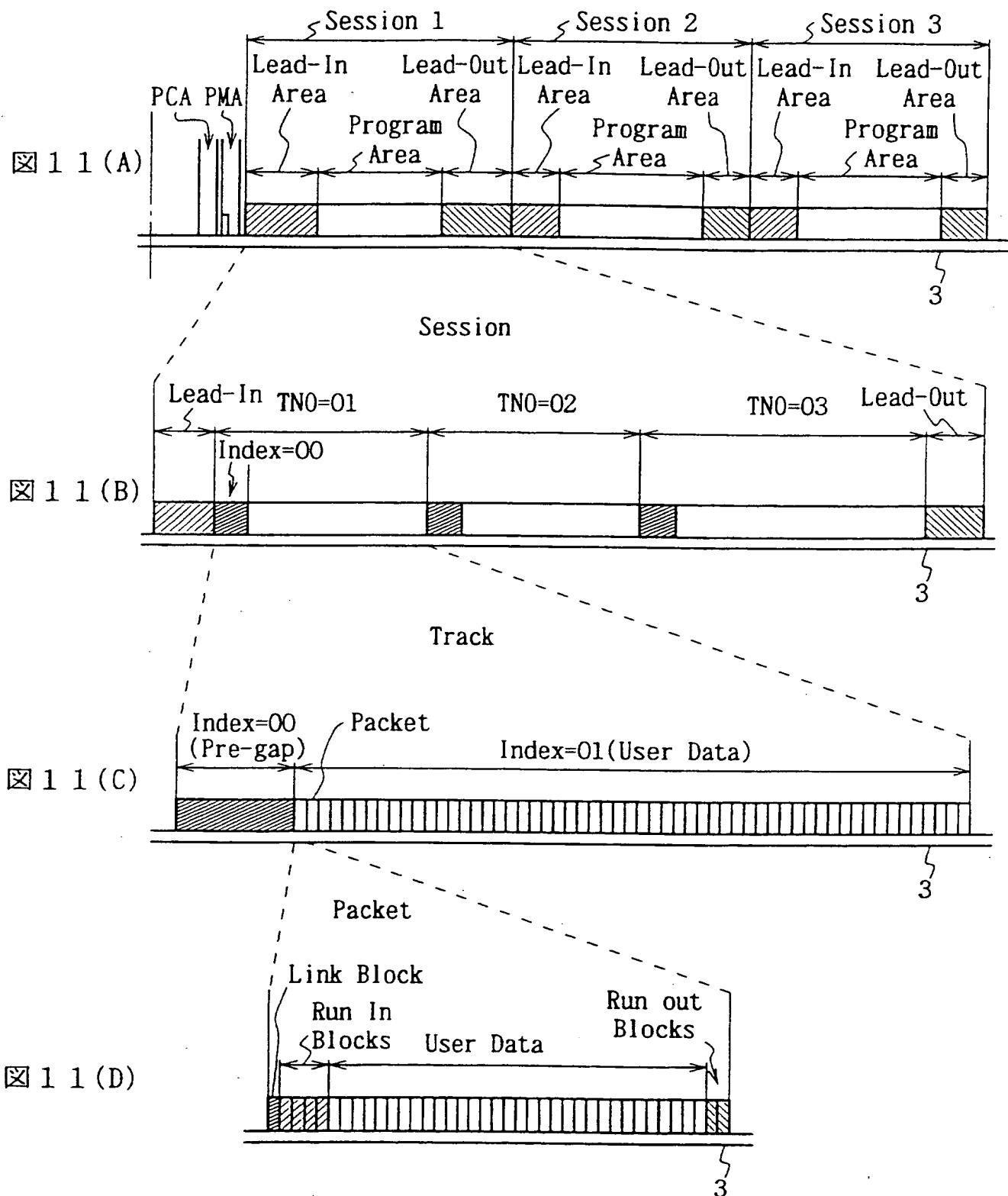


図 10



Start	Length	contents
1152	5	File System Standard ID (= "CDRFS")
1157	1	File System Version
1158	16	Copyright (= "Sxxx CORPORATION")
1174	1	Super Block Search Method
1175	1	Reserved (= 0)
1176	4	Super Block LBA
1180	4	Start LBA of Super Block Area
1184	4	End LBA of Super Block Area
1188	2	File System Flags
1190	2	Packet Size (Addressing Method-II only)
1192	4	Volume Capacity
1196	852	Reserved (= 0)

図 1 2

Start	Length	contents
0	64	Super Block Header
64	2	Super Block Version
66	2	Super Block Flags
68	4	Node Table LBA
72	4	Previous Super Block LBA
76	4	Sequence B*Tree Root Node Number
80	4	Directory B*Tree Root Node Number
84	4	Serial Number
88	400	Super Block List
488	1536	Super Block Tag List
2024	20	Reserved (= 0)
2044	4	Check Sum

図 1 3

Start	Length	contents
0	4	Super Block LBA
4	4	Creation Time

図 1 4

Start	Length	contents
0	4	Super Block LBA
4	4	Creation Time
8	56	Tag String

図 1 5

Start	Length	contents
0	4	Number of Entry (= Ne)
4	4	Free Entry
8	4	entry[0]
12	4	entry[1]
16	4	entry[2]
•	•	•
•	•	•
•	•	•
4Ne+8	4	entry[Ne-1]

図 1 6

Start	Length	contents
0	4	Node Number
4	1	Number of records
5	3	reserve (0)
8	12	Index Record[0]
20	12	Index Record[1]
•	•	•
•	•	•
•	•	•
2036	12	Index Record[169]

図 17

Start	Length	contents
0	8	Key
8	4	Node Number

図 18

Start	Length	contents
0	4	Node Number
4	1	Number of records
5	3	reserved (= 0)
8	4	Previous Node Number
12	4	Next Node Number
16	2	reserved (= 0)
18	14	Extent Record[0]
32	14	Extent Record[1]
•	•	•
•	•	•
•	•	•
2034	14	Extent Record[144]

図 19

Start	Length	contents
0	8	Key
8	4	LBA
12	2	Length

図 20

Start	Length	contents
0	4	Node Number
4	1	Number of records
5	1	reserve (0)
6	2	Total Size of Records
8	4	Previous Node Number
12	4	Next Node Number
16	2	End of Free Area
18	2030	Directory Record Area

図 2 1

PosX:Directory Record Offset

RecX:Directory Record

Free:Free Area

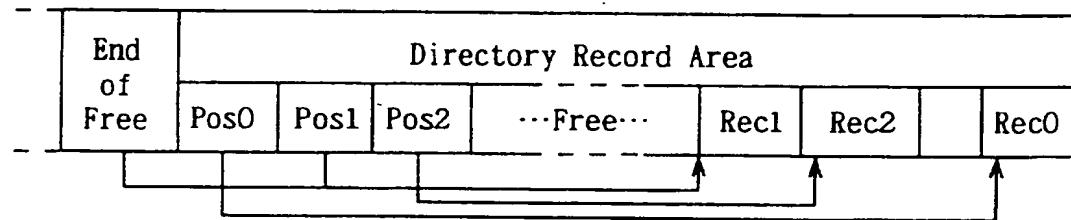


図 2 2

Start	Length	contents
0	8	Key
8	2	Size
10	1	Type
11	1	Attribute
12	2	Mode
14	Size - 14	Other Attribute

図 2 3

Start	Length	contents
0	4	Directory Number
4	2	Hashed Key
6	2	Sequencial Number

図24

Type	種類
Type = 0	File
Type = 1	Directory
Type = 2	Volume Label (Root Directory)
Type = 3	Symbolic Link
Type = 4	Hard Link

図25

Start	Length	contents
0	8	Key
8	2	Size
10	1	Type
11	1	Attribute
12	2	Mode
14	2	Number of Links
16	2	User Name
18	2	Group Name
20	4	Last Access Time
24	4	Last Modification Time
28	4	Creation Time
32	8	File Size
40	4	Sequence Number
44	1	Name Length (=NL)
45	NL	File Name

図26

Start	Length	contents
0	8	Key
8	2	Size
10	1	Type
11	1	Attribute
12	2	Mode
14	2	Number of Links
16	2	User Name
18	2	Group Name
20	4	Last Access Time
24	4	Last Modification Time
28	4	Creation Time
32	4	DirectoryID
36	1	Name Length (=NL)
37	NL	Directory Name

図27

Start	Length	contents
0	8	Key
8	2	Size
10	1	Type
11	1	Reserve (=0)
12	8	Link
20	1	Name Length (=NL)
21	NL	Link Name

図28

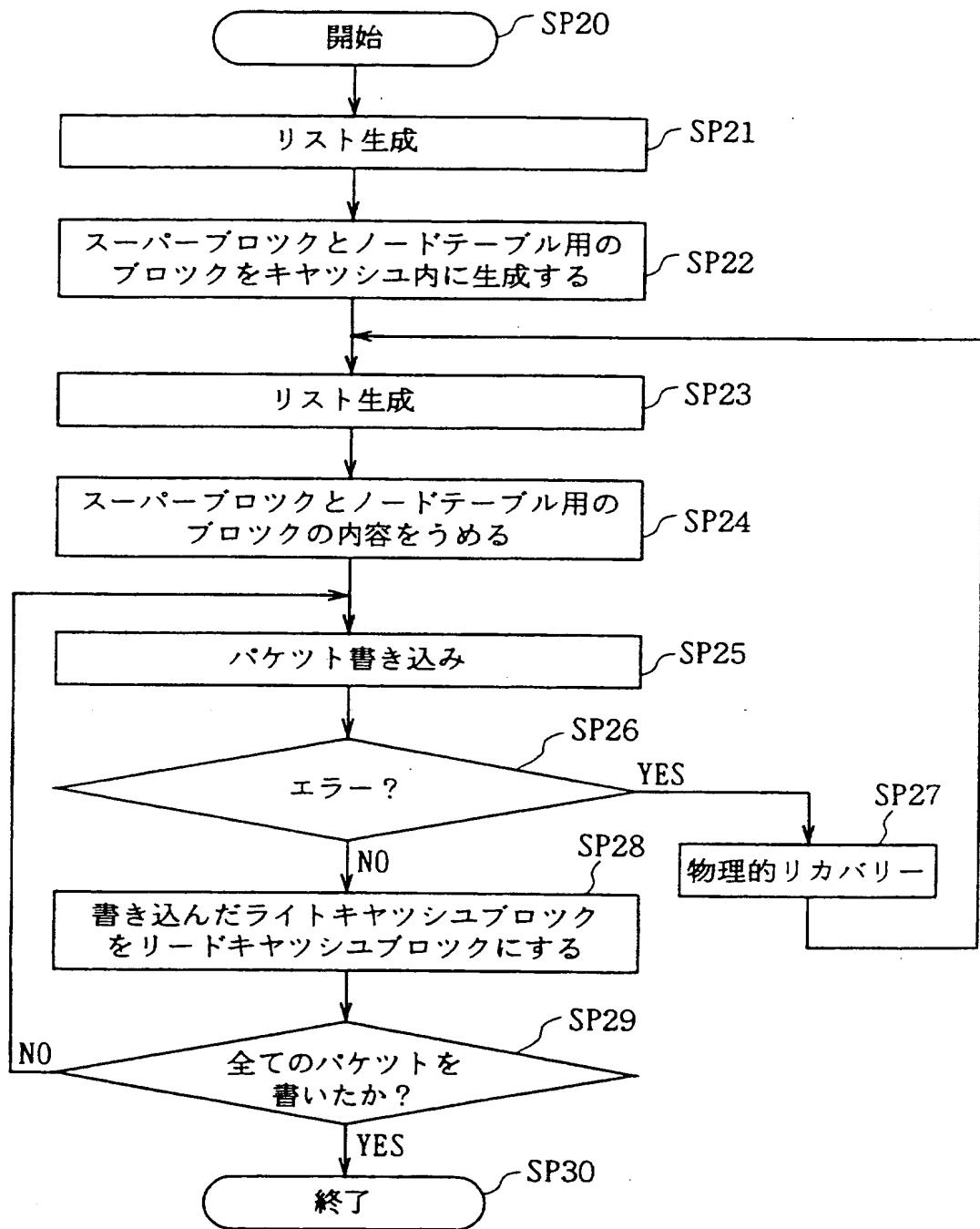
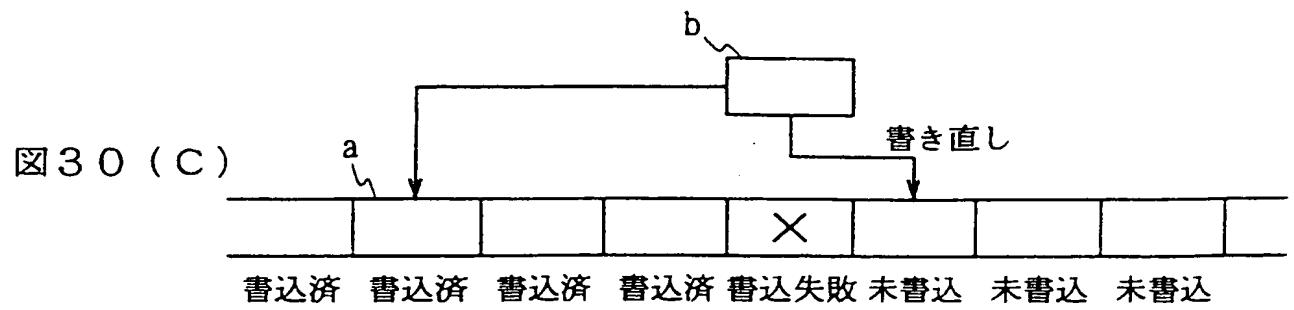
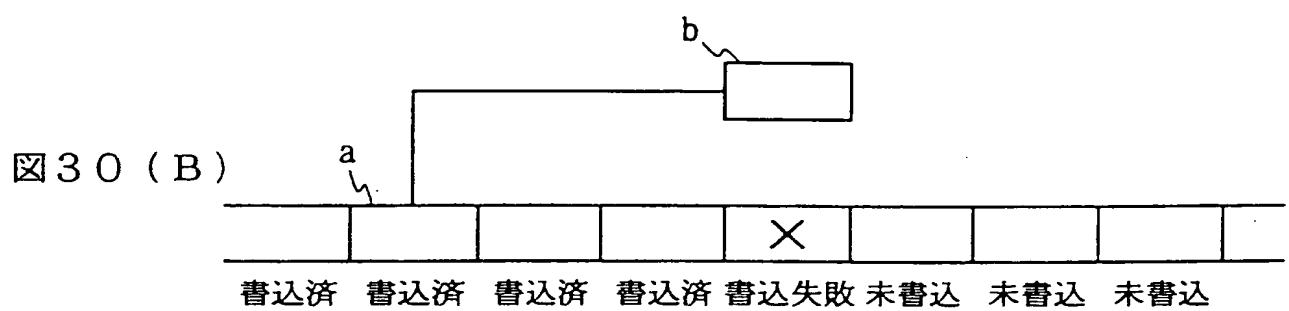
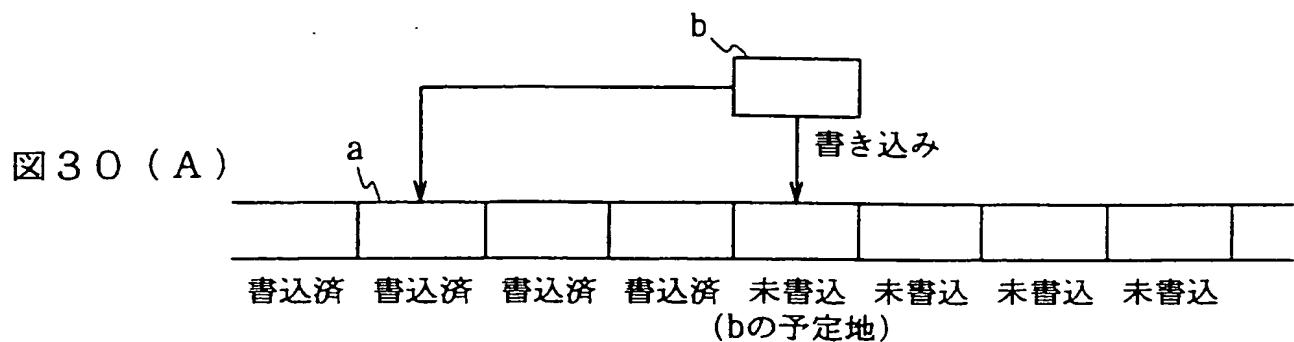


図29



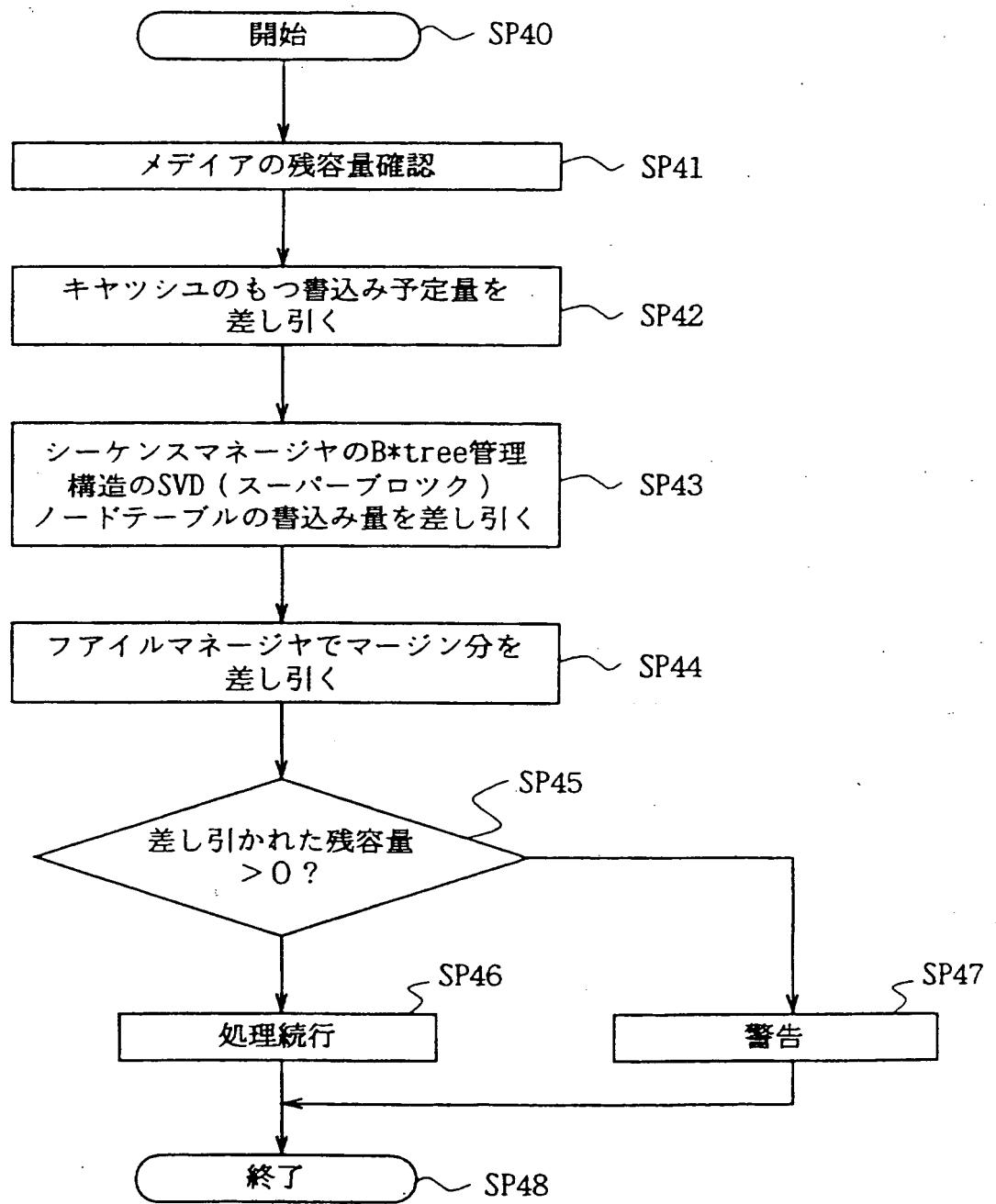


図31

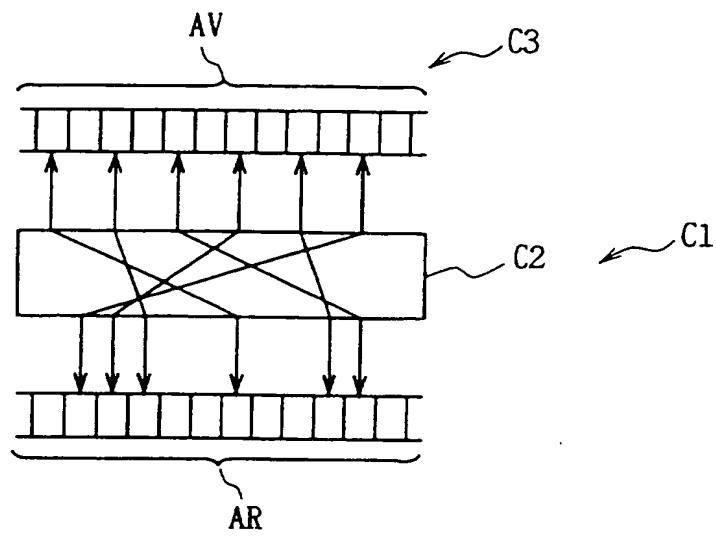


図32

符号の説明

1 …… CD-Rディスク装置、 2 …… 表示装置、 3 …… 入力装置、 4 …… 情報処理装置部、 5 …… CD-Rドライバ、 6 …… C P U、 D I S C …… CD-Rディスク、 C D R F S …… ファイルシステム、 I M M …… 仮想デバイスマネージャ、 F L M …… フィアルマネージャ、 S Q M …… シーケンスマネージャ、 C A M …… キヤツシユマネージャ、 S Q K …… シーケンスキュー、 L B A …… 物理アドレス。

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP96/03194

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

Int. Cl⁶ G06F3/08

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

Int. Cl⁶ G06F3/06-3/08

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho	1926 - 1996
Kokai Jitsuyo Shinan Koho	1971 - 1996

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
Y	JP, 6-87229, B2 (Matsushita Graphic Communication Systems, Inc.), November 2, 1994 (02. 11. 94) (Family: none)	1 - 7
Y	JP, 2-214924, A (Hitachi, Ltd.), August 27, 1990 (27. 08. 90) (Family: none)	1 - 7
Y	JP, 2-194455, A (Matsushita Electric Industrial Co., Ltd.), August 1, 1990 (01. 08. 90), Figs. 1 to 2 (Family: none)	1 - 7

 Further documents are listed in the continuation of Box C. See patent family annex.

- * Special categories of cited documents:
- "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
- "E" earlier document but published on or after the international filing date
- "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
- "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
- "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed
- "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
- "X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
- "Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art
- "&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search January 27, 1997 (27. 01. 97)	Date of mailing of the international search report February 4, 1997 (04. 02. 97)
Name and mailing address of the ISA/ Japanese Patent Office Facsimile No.	Authorized officer Telephone No.

A. 発明の属する分野の分類(国際特許分類(IPC))

Int. Cl' G O 6 F 3 / 0 8

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料(国際特許分類(IPC))

Int. Cl' G O 6 F 3 / 0 6 - 3 / 0 8

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報 1926 - 1996年
 日本国公開実用新案公報 1971 - 1996年

国際調査で使用した電子データベース(データベースの名称、調査に使用した用語)

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
Y	J P. 6-87229, B2 (松下電送株式会社), 2. 11月. 1994 (02. 11. 94) (ファミリーなし)	1 - 7
Y	J P. 2-214924, A (株式会社日立製作所), 27. 8月. 1990 (27. 08. 90) (ファミリーなし)	1 - 7
Y	J P. 2-194455, A (松下電器産業株式会社), 1. 8月. 1990 (01. 08. 90), 第1-2図 (ファミリーなし)	1 - 7

 C欄の続きにも文献が列挙されている。 パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

「A」特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの

「E」先行文献ではあるが、国際出願日以後に公表されたもの

「L」優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献(理由を付す)

「O」口頭による開示、使用、展示等に言及する文献

「P」国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献

「T」国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの

「X」特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの

「Y」特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの

「&」同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日

27. 01. 97

国際調査報告の発送日

04.02.97

国際調査機関の名称及びあて先

日本国特許庁 (ISA/JP)

郵便番号 100

東京都千代田区霞が関三丁目4番3号

特許庁審査官(権限のある職員)

岩山奇 伸二

印

5 E 7927

電話番号 03-3581-1101 内線 3520